

DI

(19)日本国特許庁 (J P)

(12) 公表特許公報 (A)

(11)特許出願公表番号

特表平9-508764

(43)公表日 平成9年(1997)9月2日

(51)Int.Cl. <sup>6</sup>	識別記号	片内整理番号	F I	
H 0 4 L 12/56		9466-5K	H 0 4 L 11/20	1 0 2 E

審査請求 有 予備審査請求 有 (全 25 頁)

(21)出願番号	特願平7-515424	(71)出願人	ノキア テレコミュニケーションズ オサケ ユキチュア
(86) (22)出願日	平成6年(1994)11月29日		フィンランド エフィーエン-02600 エ スプー メッキレーン ビュイストティエ 1
(85)翻訳文提出日	平成8年(1996)5月29日	(72)発明者	パユビルタ ユーハ
(86)国際出願番号	P C T / F I 9 4 / 0 0 5 3 5		フィンランド エフィーエン-00270 ヘ ルシンキ ビーラティエ 29アー 8
(87)国際公開番号	W O 9 5 / 1 5 6 3 7	(72)発明者	サロブオリ ヘイッキ
(87)国際公開日	平成7年(1995)6月8日		フィンランド エフィーエン-00850 ヘ ルシンキ フレガッティクヤ 3
(31)優先権主張番号	9 3 5 3 6 5	(74)代理人	弁理士 中村 稔 (外6名)
(32)優先日	1993年11月30日		
(33)優先権主張国	フィンランド (F I)		

最終頁に続く

(54)【発明の名称】 フレームリレーネットワークにおけるオーバーロード状態の制御

(57)【要約】

本発明は、フレームリレーネットワークにおいてふさがりを管理する方法およびシステムに関する。本方法は、ネットワークノードで受信されるときに送信されるフレームに関連した仮想チャンネルを決定することを含む。ネットワークのリレー容量をすべての加入者の間で均等に分けるために、(a)仮想チャンネル特定バッファ (62<sub>1</sub>・・・62<sub>n</sub>) への加入者ノードの入力境界にてデータをバッファリングし、(b)特定の瞬時に受信されるフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへ向かう方向においてネットワークノードからふさがり通知 (M) を送信し、(c)所定の長さを持つ特定の区間中に仮想チャンネルに対応する加入者ノードバッファからネットワークの方へ供給されるトラフィックの量を、前記区間中にネットワークから受信されたふさがり通知 (M) の内容に基づいて制御する。

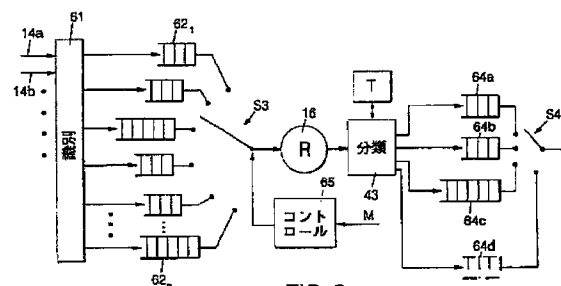


FIG. 2

## 【特許請求の範囲】

1. データリンク（14 a・・・14 e）を介して加入者（A・・・E）が接続される加入者ノードを備えるフレームリレーネットワークにおいてふさがり管理を行なう方法であって、あるネットワークノードで受信されるときに送信されるあるフレーム（39）に関連した仮想チャンネルを決定することを含む方法において、データを、仮想チャンネル特定バッファ（62<sub>1</sub>・・・62<sub>n</sub>）への加入者ノードの入力境界にてバッファリングし、特定の瞬間に受信されるフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへ向かう方向において前記ネットワークノードからふさがり通知（M）を送信し、所定の長さを有する特定の間隔中に前記仮想チャンネルに対応する前記加入者ノードバッファから前記ネットワークの方へ供給されるトラヒックの量を、前記間隔中に前記ネットワークから受信された前記ふさがり通知（M）の内容に基づいて制御することを特徴とする方法。
2. 前記ふさがり通知の厳しさ度は、ノードのバッファの充満度に制約されており、ある特定の厳しさ度が、各充満度範囲に対応しており、前記間隔中に前記ネットワークの方へ供給されるトラヒックの量における一定の大きさの変更が、ふさがりのある特定の厳しさ度に対応している請求項1記載の方法。
3. 前記間隔中に前記仮想チャンネルに属するふさがり通知が送信されない場合には、前記加入者ノードでのトラヒックの量は、許容される最大値を越えることなく、ある特定の一定値だけ増大させられる請求項1記載の方法。
4. トラヒックの量がコミットバーストサイズの量（B<sub>c</sub>）を越えるときには、そのトラヒックの量は、ふさがり通知（M）を受信したときに、すぐに前記コミットバーストサイズ（B<sub>c</sub>）に対応する値まで減少させられる請求項3記載の方法。
5. トラヒックの量は、前記間隔中に受信される最も厳しいふさがり通知にしたがって制御される請求項1記載の方法。
6. あるふさがり通知の送信後、同じ仮想チャンネルへの次のふさがり通知の送信は、所定の時間の間阻止され、前記仮想チャンネルにて生じた1回のバーストに関していくつものふさがり通知が無駄に送られることが防止される請求項1

記載の方法。

7. 相互の間にデータが送信される複数のノード ( $N; N1 \cdots N4$ ) を備え、前記ノードの内の少なくとも一部は、ネットワークの加入者 ( $A \cdots E$ ) がデータリンク ( $14a \cdots 14e$ ) を介して接続される加入者ノードであるようなフレームリレーネットワークにおいてふさがりを管理するためのシステムにおいて、ある加入者ノードの入力境界にデータのバッファリングを行なう仮想チャンネル特定バッファ ( $62_1 \cdots 62_n$ ) が設けられており、前記ノードは、特定の瞬時にて受信されるフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへ向かう方向においてふさがり通知 ( $M$ ) を送信する手段を備えており、加入者ノードは、所定の長さを有する特定の間隔中に前記仮想チャンネルに対応するバッファから前記ネットワークの方へ供給されるトラヒックの量を制御する手段 ( $65$ 、 $S3$ ) を備えており、前記制御は、前記間隔中に前記ネットワークから受信されたふさがり通知 ( $M$ ) の内容に基づいて行われることを特徴とするシステム。

**【発明の詳細な説明】****フレームリレーネットワークにおけるオーバーロード状態の制御**

本発明は、フレームリレーネットワークにおいてふさがりを管理するための、本請求の範囲の請求項1の序文に記載されたような方法および本請求の範囲の請求項7の序文に記載されたようなシステムに関するものである。

ここで、ふさがりとは、送信要求の数が、特定の時間で特定のネットワークポイント（ボトルネックリソース）で送信容量を越えたような状態を意味している。ふさがりが生ずると、通常、オーバーロード状態となり、その結果として、例えば、バッファがオーバーフローして、したがって、パケットがそのネットワークまたは加入者によって再送信される。ふさがり管理（CM）の機能は、送信要求と送信容量との間のバランスを維持し、ボトルネックリソースが最適レベルにて作動し、加入者に対して公平なサービスを提供できるようにするものである。

ふさがり管理は、ふさがり回避（CA）と、ふさがり回復（CR）とに分けられる。ふさがり回避方法は、ネットワークふさがり状態にしがって加入者の帯域巾を調整すること、および／または、ネットワークルーティングを変更して、ボトルネックリソースのトラヒック負荷の一部をあき状態にあるリソースへと移すようにすること、により、ネットワークにおけるふさがりを防止しようとするものである。一方、回復方法の目的は、ふさがり回避方法がふさがりの発生を阻止できなかった場合において、ボトルネックリソースの動作を最適レベルへと復帰させることである。

フレームリレー（FR）法は、現在使用されているパケット交換ネットワーク接続の代わりに、種々な長さのフレームを送信するために使用されるパケット交換ネットワーク法である。現在のパケット交換ネットワークに一般的に適用されるプロトコル（X.25）は、多くの処理を必要としており、送信装置が高価なものとなっており、その結果として、速度も低いままである。これらのことは、X.25スタンダードが、使用されている接続が送信エラーを起こしがちなものであるときに開発されたという事実起因している。フレームリレー法の開発当

時には、既に送信ラインエラーの確率は相当に低いものとなっていた。したがっ

て、フレームリレー法においては不必要な多くの機能を棄てることにより、フレームの送出を素早く且つ効率的とすることが可能であった。フレームモードベアラサービスは、CCITT勧告I. 233（リファレンス1）に一般的に記載されており、それに関連したプロトコルは、勧告Q. 922（リファレンス2）に記載されている。FRネットワークにおけるふさがり、および、ふさがり管理機構は、CCITT勧告I. 370（リファレンス3）に記載されている。FR法のより詳細については、前述したような勧告の他に、An Overview of Frame Relay Technology, Data Management of Data Communications, McGraw-Hill Incorporated, April 1991（リファレンス4）を参照されたい。

現在使用されているFRネットワークヒエラルキーにおいては、ノードは、物理的チャンネル、すなわち、いくつかの異なる仮想チャンネルおよび同じバッファを通してのアプリケーションパスのトラヒックにのみ対応する受信および送信バッファを有する。ネットワークにおけるふさがりの総合レベルに無関係にノードから外向きのリンクに対してはできるだけ遠くまで空とされる。したがって、ノードから外向きのリンクは、フレームがネットワークの中央により近いところで（ふさがりノードで）棄てられるかもしれないとしても、できるだけ多く負荷される。ネットワークリソースを無駄にする他に、ネットワークのトランクノードでフレームが棄てられると、ネットワークを使用するアプリケーションに影響が及ぼされ、処理遅延がより長くなってしまう。（仮想チャンネルは、1つの送信リンクの長さを有する仮想接続部分をさしており、一方、仮想接続は、実際のパケット交換エンドツウエンドFR接続である。）

仮想チャンネルから受信されたトラヒックが、一般的なサービスパラメータ $B_c$ 、 $B_e$ およびCIRに基づいて加入者接続にて監視されるとしても、この監視は、フレームが加入者ノードから送られるときには、行われぬ。[パラメータ $B_c$ （コミットバーストサイズ）は、加入者が特定のタイムスロット $T_c$ （通常 $T_c = 1\text{ s}$ ）内にてネットワークを介して送信するデータの最大量を表しており、パラメータ $B_e$ （過剰バーストサイズ）は、加入者がタイムスロット $T_c$ 内にて値 $B_c$ を越えうるデータの量を表しており、パラメータCIR（コミット情

報速度)は、通常の状態にてネットワークによって保証されたデータ送信速度  $CIR = Bc / Tc$  を表している。これらのパラメータは、リファレンス3に定義されている。] 受信バッファから、フレームは、正しいチャネルー特定送信バッファへとルーティングされる。ノードに到着したフレームは、FIFO原理にて全ノードを通過していく。フレームリレーネットワークにおけるトラヒックは急激に増大する性質があるために、前述したことからすれば、1つの仮想チャネルが1つのノードの緩衝およびリレー容量の主要部分を司るようになる。これにより、そのノードへトラヒックを供給している他の仮想チャネルに影響が及ぼされ、処理遅延がより長くなったり、フレームを失う確率が高くなってしまふことがある。トラヒックが非常に増大してしまつて満足した状態にないような仮想チャネルが1つでもあると、その接続の他の仮想チャネルのサービスレベルが相当に低下させられてしまふ。

本発明の目的は、前述したような問題点を解消し、ネットワークリソースを従来よりも公平に且つ効率的に利用できるようにするFRネットワークにおける新しい型のふさがり管理方法を提供することである。これは、本請求の範囲の請求項1の特徴部分に記載したような特徴を有する本発明の方法によって、達成される。本発明のシステムは、本請求の範囲の請求項7の特徴部分に記載したような特徴を有する。

本発明の技術的思想は、ネットワークノードからのふさがり通知を、そのノードにて受信されるフレームを有する仮想チャネルの加入者ノードへと送信し、例えば、これらのふさがり通知によって指示されるネットワークにおけるふさがりの総合レベルにしたがつて、加入者ノードの仮想チャネルー特定バッファにてネットワークの方へその加入者ノードから各仮想チャネルによって供給されるトラヒックの量を制御することにある。

本発明の方法によれば、単一ノード、とりわけ全ネットワークのリレー容量が、すべての加入者の間で均等に配分されう。

次に、添付図面に例示した実施例に関して、本発明およびその好ましい実施例をより詳細に説明する。

第1図は、本発明による方法の典型的な動作環境を例示する図である。

第2図は、本発明によるFRネットワーク加入者ノードを例示する図である。

第3図は、FRネットワークにおいて送配されるフレームのフォーマットを例示する図である。

第4図は、ネットワークにおけるふさがり通知の送配を例示する図である。

第5a図は、第1の実例におけるふさがり通知による帯域巾の変更を例示する図である。

第5b図は、第2の実例におけるふさがり通知による帯域巾の変更を例示する図である。

第6図は、本発明によるFRネットワークトランクノードを例示する図である。

フレームリレーネットワークは、類似のサービスを必要としないいくつかの異なるアプリケーションによって使用されうる。したがって、2つの最も重要なパラメータ（フレーム損失確率および遅延）を考慮して、サービスがアプリケーションにしたがって異なる種類に分けられているようなネットワークに本発明の方法を使用するのが有利である。このような解決方法は、フィンランド国特許出願第925671号に開示されている。このアプリケーションにおいては、サービスは、次の3つの種類に分けられている。すなわち、

第1のサービスクラス（クラス1）は、遅延を短く保つべきである対話型サービスを提供するものである。

第2のサービスクラス（クラス2）は、重大な遅延なしに低いフレーム損失確率を提供するものである。

第3のサービスクラス（クラス3）は、短い遅延で且つ低いフレーム損失確率を提供するものである。

このような仕方で実現されるネットワークの各トランク接続は、各サービスクラスに対して1つずつのサービスクラス特定バッファを有する。そして、加入者ノードは、加入者接続の側に仮想チャンネル特定バッファを有する。これらの解決方法については、以下により詳細に説明するが、前述したフィンランド国特許出願も参照されたい。

第1図は、公衆ネットワークサービスを提供するFRネットワーク、すなわち

、単一の会社または複数の会社の異なるオフィスA・・・Eのローカルエリアネットワーク

トワーク11を相互に接続するフレームリレーネットワーク12を示している。各オフィスのローカルエリアネットワーク11は、ローカルエリアネットワークブリッジ13および参照符号14a・・・14eを付して示されるデータリンクをそれぞれ介してFRサービスにアクセスできる。FR加入者A・・・EとFRネットワークノードNとの間の接続自体は知られており、したがって、ここでは、これ以上詳述しない。これらの相互接続に使用されているローカルエリアネットワークおよびブリッジについてのより詳細な情報は、例えば、Michael GrimshawによるLAN Interconnections Technology, Telecommunications, February 1991およびLahiverkko-opas, Leena Jaakomaki, Suomen ATK-kustannus Oy, 1991に見出すことができ、本明細書中に引用により組み入れられている。

FRネットワークの既知のノード構造の典型的な特徴は、フレームが同じ物理的接続へルーティングされると仮定して、全てのフレームに対して同じバッファが使用されているということである。これとは違って、本発明によれば、前述したようなサービスクラスに対応するバッファが、全てのネットワークノードの出力境界およびトランク接続を有する入力境界に設けられる。第2図は、ネットワークにおけるトランクノードでのこのような解決方法を例示するものである。ノードは、加入者接続のブリッジ13（第1図参照）において初めに組み立てられたFRフレームを受信する。加入者LAN11のフレームは、ブリッジ13においてそのFRフレームの情報フィールドに挿入される（タイミングビットおよびその他の類似のビットを除いて）。第3図は、LANフレーム38をFRフレーム39の情報フィールドへ挿入するところを例示している。また、この第3図は、情報フィールドの前のアドレスフィールドが2つのオクテット（ビット1から8）からなるような典型的なFRネットワークフレームフォーマットをも示している。第1のオクテットのビット3から8および第2のオクテットのビット5から8は、例えば、特定のフレームが属している仮想接続および仮想チャンネルをノードへ指示するデータリンク接続識別子DLCIを構成している。仮想チャン



ネルは、データリンク接続識別子を用いて互いに区別される。しかしながら、データリンク接続識別子は、単一の仮想チャンネルに関してしか明確なものではなく、次の仮想チャンネルへ移行するときには、そのノードにおいて変わるかもしれない。

D Eビット（放棄適格インジケータ）と称される第2のアドレスフィールドオクテットのビット2もまた、フレームの放棄に関して重要である。C C I T T勧告によれば、もし、フレームのD Eビットが1にセットされていた場合、例えば、ふさがり状態でフレームを放棄することができる。F Rフレームにおけるその他のビットは本発明に対して重要ではないので、それらについては、ここでは、これ以上詳述しない。それらのより詳細については、前述したリファレンス2および4を参照されたい。

ネットワークの周辺における加入者ノード（第2図参照）では、加入者接続14 a、14 b、等（第2図に例示した例では、同じノードに接続されている）は、まず、ブリッジ13（第1図参照）にて形成されたF Rフレームを受信する識別ユニット61に接続される。その識別ユニット61は、そのフレームのアドレスフィールドからデータリンク接続識別子D L C Iを読み取り、その識別子によって指示される仮想接続に対応する入力バッファ62<sub>1</sub>・・・62<sub>n</sub>へそのフレームを送る。各データリンクは、各仮想チャンネルの入力バッファからフレームを選択してそれらフレームを中央ルータ16へ送る特定セクタS3を有する。中央ルータ16は、それらフレームを正しいデータリンク（図は1つの外向きデータリンクのみを示している）の分類ユニット43へルーティングする。分類ユニット43は、そのフレームのアドレスフィールドから識別子D L C Iを読み取り、テーブルTからその識別子によって指示される仮想チャンネルに対応するサービスクラスを選択する。こうして行われた分類に基づいて、分類ユニット43は、各フレームを、そのフレームのサービスクラスに対応する出力バッファ64 a、64 bまたは64 cへ加える。したがって、各外向きデータリンクは、各サービスクラスについて1つの、合計3つの出力バッファを有する。セクタS4は、これらのサービスクラス特定バッファからのフレームをさらにトランク接続へ

と読み出す。

こうして、FRネットワークを介して加入者によって送信されたトラヒックは、各仮想接続に対して特定の加入者ノードの入力側にてバッファリングされる。入来フレーム39は、各仮想接続を介して動的に連鎖される。仮想接続のサービスクラスにしたがって、そのチェーンの長さは、所定の許容最大値を有する。こ

れは、サービスクラス1および3においてはより小さく、サービスクラス2においてはより大きい。セクタS3は、例えば、公平の原理が満足されるように、バッファに割り当てられたトラヒック量に比例して、バッファ62<sub>1</sub>・・・62<sub>n</sub>を読み取る。

本発明によれば、各仮想チャンネルによってネットワーク12へ供給されるトラヒックの量は、仮想チャンネル特定バッファ62<sub>1</sub>・・・62<sub>n</sub>にて調整され、問題のチャンネルに対して販売された基本値を中心としたネットワークにおけるふさがりのレベルに従って変化させられる。ネットワークの内側部分へ供給されるトラヒックの総量は、その仮想チャンネルへ販売されているサービスレベル、帯域巾、およびネットワークにおけるふさがりの総合レベルに基づいている。これらの中で、サービスレベルおよび帯域巾が、特定の基本値を決定し、トラヒックの量は、その基本値を中心として、そのネットワークに存在するふさがりの総合レベルにしたがって調整される。この調整は、受信されたフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへネットワークからふさがり通知を送信することによって行われる。所定の長さの所定の時間間隔内にその仮想チャンネルに対応した加入者ノードバッファからネットワークの方へ供給されるトラヒックの量は、この間隔中にネットワークから受信されたふさがり通知の内容にしたがって制御される。第2図において参照符号Mで示されたふさがり通知は、加入者ノードにおけるセクタS3を制御するコントロールユニット65へ接続される。このコントロールユニット65は、各仮想チャンネル特定バッファから読み出されるデータ量をそのふさがり通知の内容にしたがって制御する。したがって、各バッファは、それ自身のパラメータおよびそれ自身のふさがり通知に基づいて空とされ

る。

加入者ノードに関しては、本発明の方法は、フラッドゲートと比較される。各仮想チャンネル特定バッファによりネットワークへ送信することが許されるトラヒックは、フラッドゲートとして機能し、バッファから読み出されるデータの量を制限し、すなわち、仮想チャンネルの帯域巾を調整するシステムによって制御される（コントロールユニット65を用いて）。

このフラッドゲートは、前述したサービスパラメータ $B_c$ に制限され、データの特定の量のみが特定の時間期間にてネットワークの方へ仮想チャンネル特定バッファから送信されうようにするシステムである。仮想チャンネルの帯域巾を監視する解像度に関しては、例えば、 $T_c/3$ （ $T_c$ は、しばしば、1sの長さを有する）の長さを有する時間間隔を使用することができる。 $T_c/3$ の長さを有する各間隔中は、バッファは、ネットワークへ向かう外向き接続に対して、フラッドゲートの高さによって許容される量だけ空とされる。フレームの他の部分は、バッファに残されて、次の $T_c/3$ の間隔を待つ。

本発明によれば、ネットワークのノードは、加入者ノードへ向かう方向において前述したようなふさがり通知Mを送信する。これらのふさがり通知は、問題のノードでのバッファの充満度を示している。このような機構は、第4図に例示されている。ネットワークのノードは、参照符号N1・・・N4によって示されており、加入者は、参照符号Sによって示されている。あるネットワークノード、例えば、第1図におけるノードN1でのサービスクラス特定バッファが特定の充満度、例えば、20%を越えるときには、そのノードは、受信されたフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノード（第4図においてN2）へ向かう方向においてふさがり通知を送信する。このノード（N1）は、データリンク接続識別子DLCIを用いて前述したように正しい仮想チャンネルを識別する。

加入者ノードでの各仮想チャンネル特定バッファの空率を決定するフラッドゲートの高さ（すなわち、仮想チャンネルへ提供される帯域巾）は、より高い負荷がより小さい帯域巾に対応するように、その仮想チャンネルにてネットワークから受信されたふさがり通知の内容にしたがって調整される。間隔 $T_c/3$ 中の帯

域巾の調整は、その間隔中に受信される最も厳しいふさがり通知にしたがって行われるのが好ましい。もし、仮想チャンネルがその間隔  $T_c/3$  中にふさがり通知を受信しない場合には、そのチャンネルの帯域巾は、本発明により、次の間隔の初めに自動的に増大される。この増大は、例えば、10%であるように決定される。その帯域巾の初期値は、そのチャンネルに対して販売されている値  $B_c + B_e$ 、すなわち、いかなる状況の下でもトラヒックの量が越えてはならない最大値である。

ふさがり通知により、例えば、ふさがりの3つの異なるレベルを指示すること

が可能であり、それらに対応する帯域巾の変更（すべてその最大値に基づいて算出される）は、例えば、次の表に示されるものと同様であってよい。

ふさがり通知の厳しさ度	帯域巾の変更
1	-10%
2	-15%
3	-20%

前述した原理を例示するために、第5a図および第5b図は、本発明による調整の2つの異なる実例を示している。縦軸は、フラッドゲートの高さ（すなわち、帯域巾）を表しており、横軸は、 $T_c/3$ の長さを有する相続く間隔からなる時間を表している。第5a図に例示する場合においては、厳しさ度1のふさがり通知Mが先ず受信され、帯域巾がすぐに減少させられる。その後、厳しさ度2のふさがり通知Mが受信され、帯域巾が、再びすぐに減少させられる。間隔  $T_c/3$  中に受信される最後である第3の通知Mは、厳しさ度3であり、帯域巾は、再びすぐに減少させられる（この時ありうる最も低い値を有する）。次の間隔  $T_c/3$  中にふさがり通知が受信されないので、チャンネルの帯域巾は、この間隔の

後に（次の間隔  $T_c / 3$  の初めに）（瞬時  $T_2$ ）自動的に増大される。

第5 b 図に例示した場合においては、時間領域におけるふさがり通知の順番は、反対となっている。最初に、厳しさ度3のふさがり通知が受信され、帯域巾は、すぐに、ありうる最も低い値まで減少させられる。この間隔中に受信される他のふさがり通知によっては、それらの厳しさ度がどのようなものであろうと、帯域巾はそれ以上変更されない。もし、最初に厳しさ度2のふさがり通知が受信された場合には、厳しさ度3のふさがり通知でない限り、帯域巾はそれ以上減少させられない。

本発明によれば、このようにして、帯域巾は、問題の間隔中においてそれまでに受信された最も厳しいふさがり通知の受信時にすぐに減少させられるが、帯域巾は、間隔  $T_c / 3$  中にふさがり通知が受信されない場合においてのみ、増大させられうる。この場合において、その増大は、問題の間隔が終了した後に行われる。

もし、帯域巾が値  $B_c$  を越えた場合には、帯域巾は、本発明の好ましい実施例によれば、最初のふさがり通知の受信時にすぐに値  $B_c$  まで降下させられる。これら変更に対して定められた前述の制約は、この特別な場合には適用されない。こうすることにより、とりわけ、瞬時的ふさがりに対する応答を速めることができる。しかし、すべての場合において、帯域巾は、前述したように上方向に調整される。

ネットワークノードに配置されたバッファの充満度に制約されたふさがり通知の各厳しさ度は、例えば、次の表に与えられた充満度限界に対応するように設定されうる。

総合バッファ容量に基づいて計算された充満度	ふさがりの厳しさ度
20・・・39%	1
40・・・59%	2
60・・・100%	3

ネットワークの各ノードは、サービスクラス特定バッファの充満度を連続的に監視する。新しいフレームがふさがったノードで受信されるときには、そのノードは、そのフレームが受信された方向においてふさがり通知Mを、問題の仮想チャンネルの加入者ノードへ送信する。もし、そのバッファの充満度が20%より低い場合には、入来フレームがあっても、ふさがり通知の送信とはならない。ふさがり通知の送信と同時に、所定の長さの間隔T1が、そのノードのタイマーによって設定される。この間隔中では、新しいふさがり通知は、問題の仮想チャンネル

へと送信されない。間隔T1の長さは、例えば、100msでありうる（すなわち、間隔Tc/3の約3分の1）。このようにして、仮想チャンネルにおいて起きた1つのバーストに関していくつものふさがり通知が無駄に送信されないようにすることができる。タイマーがタイムオフした時には、必要であれば、ふさがり通知を仮想チャンネルへ再び送信することが可能となる。

ふさがり通知Mは、ふさがりに対する応答をすばやいものとするために、非常に速い速度で出口ノードに送配されるべきである。本発明の好ましい実施例によれば、これらのふさがり通知は、別の第4のサービスクラスを構成する。この第4のサービスクラスに対しては、ノードに別のサービスクラス特定バッファが設けられている。加入者ノードに関しては、これは、そのノードの出力側に、第2図に一点鎖線で且つ参照符号64dで示されたように、第4の出力バッファが設けられることを意味している。

ネットワークのトランクノードに関しては、この実施例は、第6図に示されて

おり、第6図においては、このふさがり通知のサービスクラスに対応するバッファ44dおよび45dが、一点鎖線によって示されている。トランクノードでは、前述したフォーマットのFRフレーム39が、先ず、各データリンクに対して特定された分類ユニット43へ接続される。分類ユニット43は、そのフレームのアドレスフィールドからデータリンク接続識別子を読み取り、その識別子によって指示された仮想チャンネルに対応するサービスクラスを選択する。仮想チャンネルおよび各サービスクラスは、テーブルTに記憶される。行われた分類に基づいて、分類ユニット43は、そのフレームのサービスクラスに対応する入力バッファへ各フレームを加える。各内向きデータリンクは、各サービスクラス1から3について1つずつ且つふさがり通知について1つの合計4つの入力バッファを有する。各データリンクは、サービスクラス特定バッファからフレームを選択し、それらをノード内にて送る特定のセクタS1を有する。トランクノードの出力側では、それらフレームは、それら自身のデータリンクに対応するインターフェイスに接続される。このインターフェイスで、それらフレームは、ノードの入力側で選択されたサービスクラスに従って、サービスクラス特定出力バッファのうちの1つへと供給される。そのバッファから、セクタS2は、それらフレーム

をさらにトランク接続へと読み出す。したがって、各外向きデータリンクは、各サービスクラス1から3について1つずつ且つふさがり通知について1つの合計4つの出力バッファを有する。別の仕方として、ノードの出力側でも、各データリンクについて別々の分類ユニットを設けてもよい。この場合には、分類データは、そのノード内で転送される必要はない。

前述したようなトラヒック制御によれば、単一ノード、とりわけ、全ネットワークのリレー容量が、異なる加入者の間に均等に分けられうる。トラヒックのバーストによって生ずるような瞬時的ふさがりの場合には、本発明の方法によれば、そのバーストを送ったチャンネルによって送信される付加的なトラヒックをバッファリングすることによって、効率的にトラヒックを制御することができる。こうして、コミットトラヒックの限界内で動作するチャンネルは、ある短い遅延

をもってネットワークを通してそれらのトラヒックを依然として受ける。各仮想チャンネルのトラヒックは、値 $B_c$ を中心として変化する。

連続的ふさがりの場合には、その手順は同様であるが、ネットワークのリレー容量を越えるトラヒックは、仮想チャンネル特定バッファにオーバーフローがあるときには、棄てられねばならない。このような場合でも、トラヒックの放棄は、ネットワークを過負荷とする仮想チャンネルに影響する。その他のチャンネルのトラヒックは、決して、スローダウンされる必要はない。フレームを放棄するには、フィンランド国特許出願第93xxxx号に記載された方法を使用すると有利である。この方法によれば、一杯であるバッファにあるフレームが受信されるときには、バッファの全内容が棄てられる。この方法のより詳細な説明については、前述の特許出願を参照されたい。

ネットワークに空いているリレー容量がある場合には、ふさがり通知は送信されず、チャンネルの帯域巾は、それらに対して設定された最大値 $B_c + B_e$ まで増大しうる。この場合において、コミットトラヒックおよび過剰トラヒックの両者がバッファからネットワークの内側部分へと読み込まれる。こうして、ネットワークの容量は、静穏時間でも利用され、付加的なトラヒックが正しく処理される。

添付図面に示された実施例について本発明を説明してきたのであるが、本発明

は、これら実施例に限定されるものでなく、前述し且つ本請求の範囲の記載による発明概念の範囲内において変更しうるものであることは明らかであろう。本発明の細部においては、ふさがり通知に基づく調整が本発明の技術的思想にしたがって行われるとしても、例えば、ノードの内部構造は、多くの仕方で変更しうるものである。間隔 $T_c/3$ 中では、例えば、各仮想チャンネル特定バッファは、一回だけまたは何回かセクタ $S_3$ によって読み出される。ふさがり通知の厳しさ度もまた、ふさがりレベルを連続的に監視されているどのリソースに対しても制約されうる。この場合において、例えば、フィンランド国特許出願第925670号に記載された方法を使用することができる。この方法によれば、ある塞がりレベルがネットワークのリソースに対して決定される。このふさがりレベルの



値は、サービスレベルの値と特定の関係を有している。

【図1】

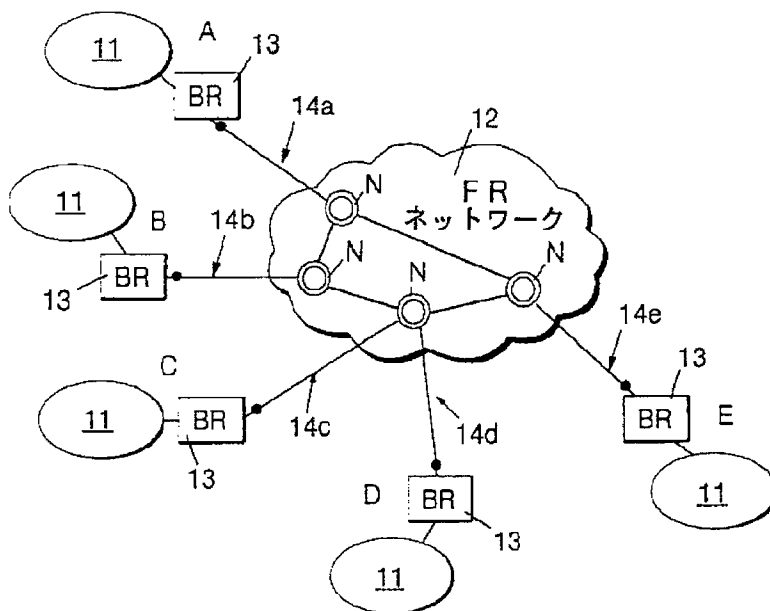


FIG. 1

【図2】

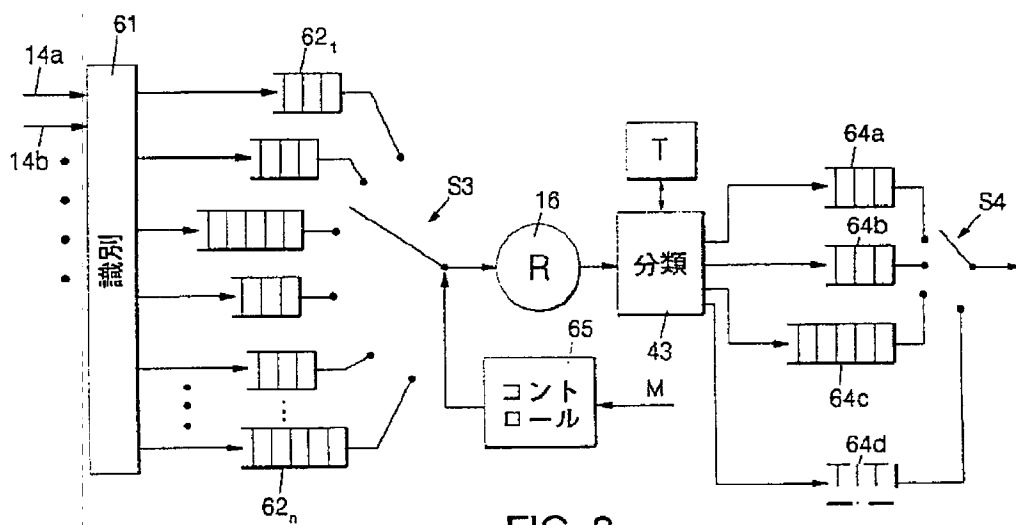
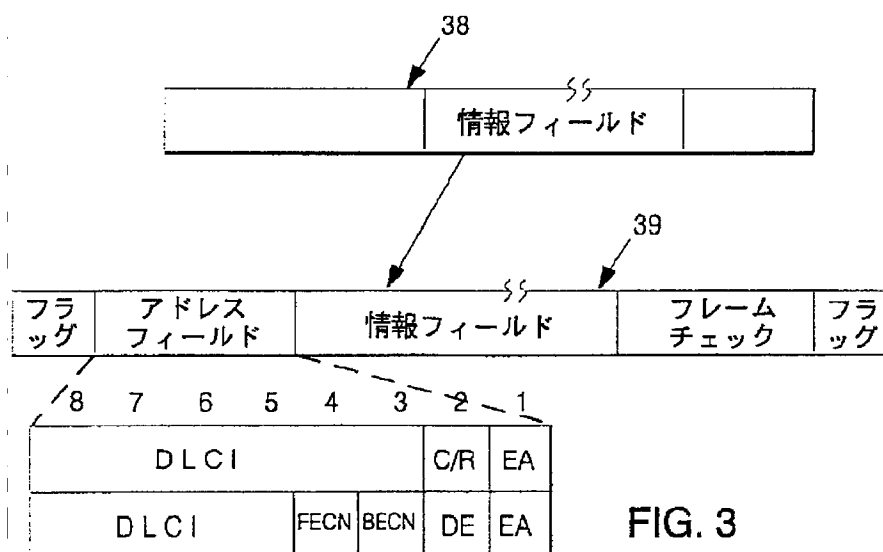
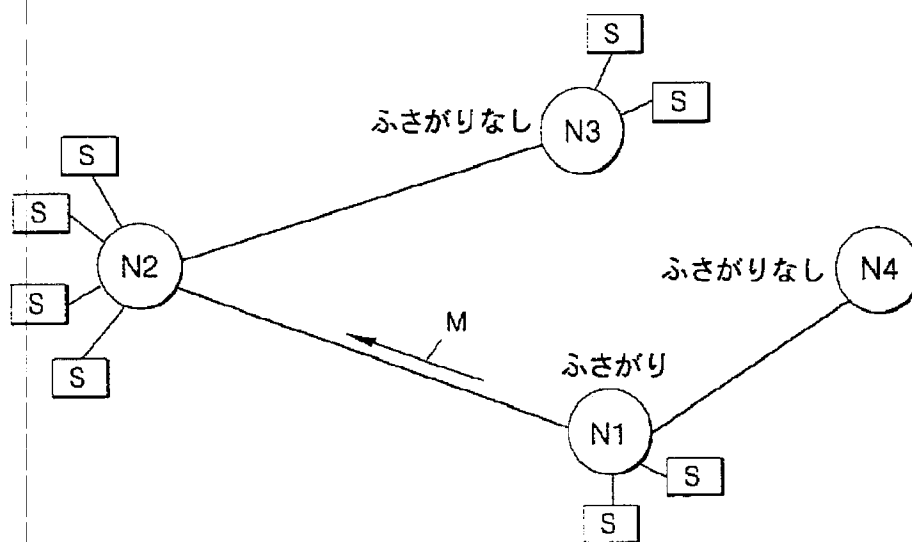


FIG. 2

【図3】



【図4】



DI

(19)日本国特許庁 (J P)

(12) 公表特許公報 (A)

(11)特許出願公表番号

特表平9-508764

(43)公表日 平成9年(1997)9月2日

(51)Int.Cl.<sup>6</sup>

H 0 4 L 12/56

識別記号

庁内整理番号

9466-5K

F I

H 0 4 L 11/20

1 0 2 E

審査請求 有 予備審査請求 有 (全 25 頁)

(21)出願番号 特願平7-515424

(86) (22)出願日 平成6年(1994)11月29日

(85)翻訳文提出日 平成8年(1996)5月29日

(86)国際出願番号 P C T / F I 9 4 / 0 0 5 3 5

(87)国際公開番号 W O 9 5 / 1 5 6 3 7

(87)国際公開日 平成7年(1995)6月8日

(31)優先権主張番号 9 3 5 3 6 5

(32)優先日 1993年11月30日

(33)優先権主張国 フィンランド (F I)

(71)出願人 ノキア テレコミュニケーションズ オサケ  
ユキチュア

フィンランド エフイーエン-02600 エ  
スプー メッキレーン ビュイストティエ  
1

(72)発明者 バュビルタ ユーハ

フィンランド エフイーエン-00270 ヘ  
ルシンキ ピーラッティエ 29アー 8

(72)発明者 サロプオリ ヘイッキ

フィンランド エフイーエン-00850 ヘ  
ルシンキ フレガッティクヤ 3

(74)代理人 弁理士 中村 稔 (外6名)

最終頁に続く

(54)【発明の名称】 フレームリレーネットワークにおけるオーバーロード状態の制御

(57)【要約】

本発明は、フレームリレーネットワークにおいてふさがりを管理する方法およびシステムに関する。本方法は、ネットワークノードで受信されるときに送信されるフレームに関連した仮想チャンネルを決定することを含む。ネットワークのリレー容量をすべての加入者の間で均等に分けるために、(a)仮想チャンネル特定バッファ（62<sub>1</sub>・・・62<sub>n</sub>）への加入者ノードの入力境界にてデータをバッファリングし、(b)特定の瞬時に受信されるフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへ向かう方向においてネットワークノードからふさがり通知（M）を送信し、(c)所定の長さをもつ特定の区間中に仮想チャンネルに対応する加入者ノードバッファからネットワークの方へ供給されるトラヒックの量を、前記区間中にネットワークから受信されたふさがり通知（M）の内容に基づいて制御する。

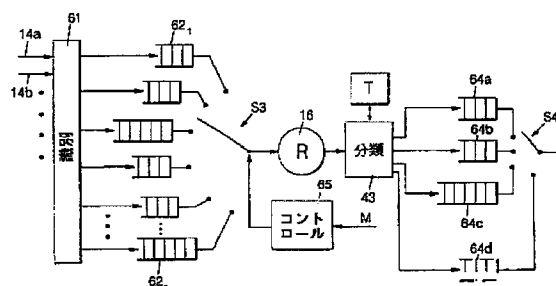


FIG. 2

**【特許請求の範囲】**

1. データリンク（14a・・・14e）を介して加入者（A・・・E）が接続される加入者ノードを備えるフレームリレーネットワークにおいてふさがり管理を行なう方法であって、あるネットワークノードで受信されるときに送信されるあるフレーム（39）に関連した仮想チャンネルを決定することを含む方法において、データを、仮想チャンネル特定バッファ（62<sub>1</sub>・・・62<sub>n</sub>）への加入者ノードの入力境界にてバッファリングし、特定の瞬間に受信されるフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへ向かう方向において前記ネットワークノードからふさがり通知（M）を送信し、所定の長さを有する特定の間隔中に前記仮想チャンネルに対応する前記加入者ノードバッファから前記ネットワークの方へ供給されるトラヒックの量を、前記間隔中に前記ネットワークから受信された前記ふさがり通知（M）の内容に基づいて制御することを特徴とする方法。

2. 前記ふさがり通知の厳しさ度は、ノードのバッファの充満度に制約されており、ある特定の厳しさ度が、各充満度範囲に対応しており、前記間隔中に前記ネットワークの方へ供給されるトラヒックの量における一定の大きさの変更が、ふさがりのある特定の厳しさ度に対応している請求項1記載の方法。

3. 前記間隔中に前記仮想チャンネルに属するふさがり通知が送信されない場合には、前記加入者ノードでのトラヒックの量は、許容される最大値を越えることなく、ある特定の一定値だけ増大させられる請求項1記載の方法。

4. トラヒックの量がコミットバーストサイズの量（B<sub>c</sub>）を越えるときには、そのトラヒックの量は、ふさがり通知（M）を受信したときに、すぐに前記コミットバーストサイズ（B<sub>c</sub>）に対応する値まで減少させられる請求項3記載の方法。

5. トラヒックの量は、前記間隔中に受信される最も厳しいふさがり通知にしたがって制御される請求項1記載の方法。

6. あるふさがり通知の送信後、同じ仮想チャンネルへの次のふさがり通知の送信は、所定の時間の間阻止され、前記仮想チャンネルにて生じた1回のバース

トに関していくつものふさがり通知が無駄に送られることが防止される請求項1

記載の方法。

7. 相互の間にデータが送信される複数のノード ( $N; N1 \cdots N4$ ) を備え、前記ノードの内の少なくとも一部は、ネットワークの加入者 ( $A \cdots E$ ) がデータリンク ( $14a \cdots 14e$ ) を介して接続される加入者ノードであるようなフレームリレーネットワークにおいてふさがりを管理するためのシステムにおいて、ある加入者ノードの入力境界にデータのバッファリングを行なう仮想チャンネル特定バッファ ( $62i \cdots 62n$ ) が設けられており、前記ノードは、特定の瞬時にて受信されるフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへ向かう方向においてふさがり通知 ( $M$ ) を送信する手段を備えており、加入者ノードは、所定の長さを有する特定の間隔中に前記仮想チャンネルに対応するバッファから前記ネットワークの方へ供給されるトラヒックの量を制御する手段 ( $65$ 、 $S3$ ) を備えており、前記制御は、前記間隔中に前記ネットワークから受信されたふさがり通知 ( $M$ ) の内容に基づいて行われることを特徴とするシステム。

**【発明の詳細な説明】****フレームリレーネットワークにおけるオーバーロード状態の制御**

本発明は、フレームリレーネットワークにおいてふさがりを管理するための、本請求の範囲の請求項1の序文に記載されたような方法および本請求の範囲の請求項7の序文に記載されたようなシステムに関するものである。

ここで、ふさがりとは、送信要求の数が、特定の時間で特定のネットワークポイント（ボトルネックリソース）で送信容量を越えたような状態を意味している。ふさがりが生ずると、通常、オーバーロード状態となり、その結果として、例えば、バッファがオーバーフローして、したがって、パケットがそのネットワークまたは加入者によって再送信される。ふさがり管理（CM）の機能は、送信要求と送信容量との間のバランスを維持し、ボトルネックリソースが最適レベルにて作動し、加入者に対して公平なサービスを提供できるようにするものである。

ふさがり管理は、ふさがり回避（CA）と、ふさがり回復（CR）とに分けられる。ふさがり回避方法は、ネットワークふさがり状態にしたがって加入者の帯域巾を調整すること、および／または、ネットワークルーティングを変更して、ボトルネックリソースのトラフィック負荷の一部をあき状態にあるリソースへと移すようにすること、により、ネットワークにおけるふさがりを防止しようとするものである。一方、回復方法の目的は、ふさがり回避方法がふさがりの発生を阻止できなかった場合において、ボトルネックリソースの動作を最適レベルへと復帰させることである。

フレームリレー（FR）法は、現在使用されているパケット交換ネットワーク接続の代わりに、種々な長さのフレームを送信するために使用されるパケット交換ネットワーク法である。現在のパケット交換ネットワークに一般的に適用されるプロトコル（X.25）は、多くの処理を必要としており、送信装置が高価なものとなっており、その結果として、速度も低いままである。これらのことは、X.25スタンダードが、使用されている接続が送信エラーを起こしがちなものであるときに開発されたという事実起因している。フレームリレー法の開発当

時には、既に送信ラインエラーの確率は相当に低いものとなっていた。したがっ

て、フレームリレー法においては不必要な多くの機能を棄てることにより、フレームの送出を素早く且つ効率的とすることが可能であった。フレームモードベアラサービスは、CCITT勧告I. 233（リファレンス1）に一般的に記載されており、それに関連したプロトコルは、勧告Q. 922（リファレンス2）に記載されている。FRネットワークにおけるふさがり、および、ふさがり管理機構は、CCITT勧告I. 370（リファレンス3）に記載されている。FR法のより詳細については、前述したような勧告の他に、An Overview of Frame Relay Technology, Data Management of Data Communications, McGraw-Hill Incorporated, April 1991（リファレンス4）を参照されたい。

現在使用されているFRネットワークヒエラルキーにおいては、ノードは、物理的チャンネル、すなわち、いくつかの異なる仮想チャンネルおよび同じバッファを通してのアプリケーションパスのトラヒックにのみ対応する受信および送信バッファを有する。ネットワークにおけるふさがりの総合レベルに無関係にノードから外向きのリンクに対してはできるだけ遠くまで空とされる。したがって、ノードから外向きのリンクは、フレームがネットワークの中央により近いところで（ふさがりノードで）棄てられるかもしれないとしても、できるだけ多く負荷される。ネットワークリソースを無駄にする他に、ネットワークのトランクノードでフレームが棄てられると、ネットワークを使用するアプリケーションに影響が及ぼされ、処理遅延がより長くなってしまう。（仮想チャンネルは、1つの送信リンクの長さを有する仮想接続部分をさしており、一方、仮想接続は、実際のパケット交換エンドツウエンドFR接続である。）

仮想チャンネルから受信されたトラヒックが、一般的なサービスパラメータ $B_c$ 、 $B_e$ およびCIRに基づいて加入者接続にて監視されるとしても、この監視は、フレームが加入者ノードから送られるときには、行われぬ。[パラメータ $B_c$ （コミットバーストサイズ）は、加入者が特定のタイムスロット $T_c$ （通常 $T_c = 1\text{ s}$ ）内にてネットワークを介して送信するデータの最大量を表しており、パラメータ $B_e$ （過剰バーストサイズ）は、加入者がタイムスロット $T_c$ 内にて値 $B_c$ を越えるデータの量を表しており、パラメータCIR（コミット情

報速度)は、通常の状態にてネットワークによって保証されたデータ送信速度  $CIR = Bc / Tc$  を表している。これらのパラメータは、リファレンス3に定義されている。] 受信バッファから、フレームは、正しいチャンネル-特定送信バッファへとルーティングされる。ノードに到着したフレームは、FIFO原理にて全ノードを通過していく。フレームリレーネットワークにおけるトラヒックは急激に増大する性質があるために、前述したことからすれば、1つの仮想チャンネルが1つのノードの緩衝およびリレー容量の主要部分を司るようになる。これにより、そのノードへトラヒックを供給している他の仮想チャンネルに影響が及ぼされ、処理遅延がより長くなったり、フレームを失う確率が高くなってしまふことがある。トラヒックが非常に増大してしまつて満足した状態にないような仮想チャンネルが1つでもあると、その接続の他の仮想チャンネルのサービスレベルが相当に低下させられてしまふ。

本発明の目的は、前述したような問題点を解消し、ネットワークリソースを従来よりも公平に且つ効率的に利用できるようにするFRネットワークにおける新しい型のふさがり管理方法を提供することである。これは、本請求の範囲の請求項1の特徴部分に記載したような特徴を有する本発明の方法によって、達成される。本発明のシステムは、本請求の範囲の請求項7の特徴部分に記載したような特徴を有する。

本発明の技術的思想は、ネットワークノードからのふさがり通知を、そのノードにて受信されるフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへと送信し、例えば、これらのふさがり通知によって指示されるネットワークにおけるふさがりの総合レベルにしたがつて、加入者ノードの仮想チャンネル-特定バッファにてネットワークの方へその加入者ノードから各仮想チャンネルによって供給されるトラヒックの量を制御することにある。

本発明の方法によれば、単一ノード、とりわけ全ネットワークのリレー容量が、すべての加入者の間で均等に配分されう。

次に、添付図面に例示した実施例に関して、本発明およびその好ましい実施例をより詳細に説明する。

第1図は、本発明による方法の典型的な動作環境を例示する図である。



第2図は、本発明によるFRネットワーク加入者ノードを例示する図である。

第3図は、FRネットワークにおいて送配されるフレームのフォーマットを例示する図である。

第4図は、ネットワークにおけるふさがり通知の送配を例示する図である。

第5a図は、第1の実例におけるふさがり通知による帯域巾の変更を例示する図である。

第5b図は、第2の実例におけるふさがり通知による帯域巾の変更を例示する図である。

第6図は、本発明によるFRネットワークトランクノードを例示する図である。

フレームリレーネットワークは、類似のサービスを必要としないいくつかの異なるアプリケーションによって使用されうる。したがって、2つの最も重要なパラメータ（フレーム損失確率および遅延）を考慮して、サービスがアプリケーションにしたがって異なる種類に分けられているようなネットワークに本発明の方法を使用するのが有利である。このような解決方法は、フィンランド国特許出願第925671号に開示されている。このアプリケーションにおいては、サービスは、次の3つの種類に分けられている。すなわち、

第1のサービスクラス（クラス1）は、遅延を短く保つべきである対話型サービスを提供するものである。

第2のサービスクラス（クラス2）は、重大な遅延なしに低いフレーム損失確率を提供するものである。

第3のサービスクラス（クラス3）は、短い遅延で且つ低いフレーム損失確率を提供するものである。

このような仕方で実現されるネットワークの各トランク接続は、各サービスクラスに対して1つずつのサービスクラス特定バッファを有する。そして、加入者ノードは、加入者接続の側に仮想チャンネル特定バッファを有する。これらの解決方法については、以下により詳細に説明するが、前述したフィンランド国特許出願も参照されたい。

第1図は、公衆ネットワークサービスを提供するFRネットワーク、すなわち

、単一の会社または複数の会社の異なるオフィスA・・・Eのローカルエリアネットワーク

トワーク11を相互に接続するフレームリレーネットワーク12を示している。各オフィスのローカルエリアネットワーク11は、ローカルエリアネットワークブリッジ13および参照符号14a・・・14eを付して示されるデータリンクをそれぞれ介してFRサービスにアクセスできる。FR加入者A・・・EとFRネットワークノードNとの間の接続自体は知られており、したがって、ここでは、これ以上詳述しない。これらの相互接続に使用されているローカルエリアネットワークおよびブリッジについてのより詳細な情報は、例えば、Michael GrimshawによるLAN Interconnections Technology, Telecommunications, February 1991およびLahiverkko-opas, Leena Jaakomaki, Suomen ATK-kustannus Oy, 1991に見出すことができ、本明細書中に引用により組み入れられている。

FRネットワークの既知のノード構造の典型的な特徴は、フレームが同じ物理的接続へルーティングされると仮定して、全てのフレームに対して同じバッファが使用されているということである。これとは違って、本発明によれば、前述したようなサービスクラスに対応するバッファが、全てのネットワークノードの出力境界およびトランク接続を有する入力境界に設けられる。第2図は、ネットワークにおけるトランクノードでのこのような解決方法を例示するものである。ノードは、加入者接続のブリッジ13（第1図参照）において初めに組み立てられたFRフレームを受信する。加入者LAN11のフレームは、ブリッジ13においてそのFRフレームの情報フィールドに挿入される（タイミングビットおよびその他の類似のビットを除いて）。第3図は、LANフレーム38をFRフレーム39の情報フィールドへ挿入するところを例示している。また、この第3図は、情報フィールドの前のアドレスフィールドが2つのオクテット（ビット1から8）からなるような典型的なFRネットワークフレームフォーマットをも示している。第1のオクテットのビット3から8および第2のオクテットのビット5から8は、例えば、特定のフレームが属している仮想接続および仮想チャンネルをノードへ指示するデータリンク接続識別子DLCIを構成している。仮想チャン

ネルは、データリンク接続識別子を用いて互いに区別される。しかしながら、データリンク接続識別子は、単一の仮想チャンネルに関してしか明確なものではなく、次の仮想チャンネルへ移行するときには、そのノードにおいて変わるかもしれない。

D E ビット（放棄適格インジケータ）と称される第2のアドレスフィールドオクテットのビット2もまた、フレームの放棄に関して重要である。C C I T T 勧告によれば、もし、フレームのD E ビットが1にセットされていた場合、例えば、ふさがり状態でフレームを放棄することができる。F R フレームにおけるその他のビットは本発明に対して重要ではないので、それらについては、ここでは、これ以上詳述しない。それらのより詳細については、前述したリファレンス2および4を参照されたい。

ネットワークの周辺における加入者ノード（第2図参照）では、加入者接続14a、14b、等（第2図に例示した例では、同じノードに接続されている）は、先ず、ブリッジ13（第1図参照）にて形成されたF R フレームを受信する識別ユニット61に接続される。その識別ユニット61は、そのフレームのアドレスフィールドからデータリンク接続識別子D L C Iを読み取り、その識別子によって指示される仮想接続に対応する入力バッファ62<sub>1</sub>・・・62<sub>n</sub>へそのフレームを送る。各データリンクは、各仮想チャンネルの入力バッファからフレームを選択してそれらフレームを中央ルータ16へ送る特定セクタS3を有する。中央ルータ16は、それらフレームを正しいデータリンク（図は1つの外向きデータリンクのみを示している）の分類ユニット43へルーティングする。分類ユニット43は、そのフレームのアドレスフィールドから識別子D L C Iを読み取り、テーブルTからその識別子によって指示される仮想チャンネルに対応するサービスクラスを選択する。こうして行われた分類に基づいて、分類ユニット43は、各フレームを、そのフレームのサービスクラスに対応する出力バッファ64a、64bまたは64cへ加える。したがって、各外向きデータリンクは、各サービスクラスについて1つの、合計3つの出力バッファを有する。セクタS4は、これらのサービスクラス特定バッファからのフレームをさらにトランク接続へ

と読み出す。

こうして、FRネットワークを介して加入者によって送信されたトラヒックは、各仮想接続に対して特定の加入者ノードの入力側にてバッファリングされる。入来フレーム39は、各仮想接続を介して動的に連鎖される。仮想接続のサービスクラスにしたがって、そのチェーンの長さは、所定の許容最大値を有する。こ

れは、サービスクラス1および3においてはより小さく、サービスクラス2においてはより大きい。セクタS3は、例えば、公平の原理が満足されるように、バッファに割り当てられたトラヒック量に比例して、バッファ62<sub>1</sub>・・・62<sub>n</sub>を読み取る。

本発明によれば、各仮想チャンネルによってネットワーク12へ供給されるトラヒックの量は、仮想チャンネル特定バッファ62<sub>1</sub>・・・62<sub>n</sub>にて調整され、問題のチャンネルに対して販売された基本値を中心としたネットワークにおけるふさがりのレベルに従って変化させられる。ネットワークの内側部分へ供給されるトラヒックの総量は、その仮想チャンネルへ販売されているサービスレベル、帯域巾、およびネットワークにおけるふさがりの総合レベルに基づいている。これらの中で、サービスレベルおよび帯域巾が、特定の基本値を決定し、トラヒックの量は、その基本値を中心として、そのネットワークに存在するふさがりの総合レベルにしたがって調整される。この調整は、受信されたフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへネットワークからふさがり通知を送信することによって行われる。所定の長さの所定の時間間隔内にその仮想チャンネルに対応した加入者ノードバッファからネットワークの方へ供給されるトラヒックの量は、この間隔中にネットワークから受信されたふさがり通知の内容にしたがって制御される。第2図において参照符号Mで示されたふさがり通知は、加入者ノードにおけるセクタS3を制御するコントロールユニット65へ接続される。このコントロールユニット65は、各仮想チャンネル特定バッファから読み出されるデータ量をそのふさがり通知の内容にしたがって制御する。したがって、各バッファは、それ自身のパラメータおよびそれ自身のふさがり通知に基づいて空とされ

る。

加入者ノードに関しては、本発明の方法は、フラッドゲートと比較される。各仮想チャンネル特定バッファによりネットワークへ送信することが許されるトラヒックは、フラッドゲートとして機能し、バッファから読み出されるデータの量を制限し、すなわち、仮想チャンネルの帯域巾を調整するシステムによって制御される（コントロールユニット65を用いて）。

このフラッドゲートは、前述したサービスパラメータ $B_c$ に制限され、データ

の特定の量のみが特定の時間期間にてネットワークの方へ仮想チャンネル特定バッファから送信されうるようにするシステムである。仮想チャンネルの帯域巾を監視する解像度に関しては、例えば、 $T_c/3$ （ $T_c$ は、しばしば、1sの長さを有する）の長さを有する時間間隔を使用することができる。 $T_c/3$ の長さを有する各間隔中は、バッファは、ネットワークへ向かう外向き接続に対して、フラッドゲートの高さによって許容される量だけ空とされる。フレームの他の部分は、バッファに残されて、次の $T_c/3$ の間隔を待つ。

本発明によれば、ネットワークのノードは、加入者ノードへ向かう方向において前述したようなふさがり通知Mを送信する。これらのふさがり通知は、問題のノードでのバッファの充満度を示している。このような機構は、第4図に例示されている。ネットワークのノードは、参照符号N1・・・N4によって示されており、加入者は、参照符号Sによって示されている。あるネットワークノード、例えば、第1図におけるノードN1でのサービスクラス特定バッファが特定の充満度、例えば、20%を越えるときには、そのノードは、受信されたフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノード（第4図においてN2）へ向かう方向においてふさがり通知を送信する。このノード（N1）は、データリンク接続識別子DLCIを用いて前述したように正しい仮想チャンネルを識別する。

加入者ノードでの各仮想チャンネル特定バッファの空率を決定するフラッドゲートの高さ（すなわち、仮想チャンネルへ提供される帯域巾）は、より高い負荷がより小さい帯域巾に対応するように、その仮想チャンネルにてネットワークから受信されたふさがり通知の内容にしたがって調整される。間隔 $T_c/3$ 中の帯

域巾の調整は、その間隔中に受信される最も厳しいふさがり通知にしたがって行われるのが好ましい。もし、仮想チャンネルがその間隔  $T_c/3$  中にふさがり通知を受信しない場合には、そのチャンネルの帯域巾は、本発明により、次の間隔の初めに自動的に増大される。この増大は、例えば、10%であるように決定されうる。その帯域巾の初期値は、そのチャンネルに対して販売されている値  $B_c + B_e$ 、すなわち、いかなる状況の下でもトラヒックの量が越えてはならない最大値である。

ふさがり通知により、例えば、ふさがりの3つの異なるレベルを指示すること

が可能であり、それらに対応する帯域巾の変更（すべてその最大値に基づいて算出される）は、例えば、次の表に示されるものと同様であってよい。

ふさがり通知の厳しさ度	帯域巾の変更
1	-10%
2	-15%
3	-20%

前述した原理を例示するために、第5a図および第5b図は、本発明による調整の2つの異なる実例を示している。縦軸は、フラッドゲートの高さ（すなわち、帯域巾）を表しており、横軸は、 $T_c/3$ の長さを有する相続く間隔からなる時間を表している。第5a図に例示する場合においては、厳しさ度1のふさがり通知Mが先ず受信され、帯域巾がすぐに減少させられる。その後、厳しさ度2のふさがり通知Mが受信され、帯域巾が、再びすぐに減少させられる。間隔  $T_c/3$  中に受信される最後である第3の通知Mは、厳しさ度3であり、帯域巾は、再びすぐに減少させられる（この時ありうる最も低い値を有する）。次の間隔  $T_c/3$  中にふさがり通知が受信されないので、チャンネルの帯域巾は、この間隔の

後に（次の間隔  $T_c / 3$  の初めに）（瞬時  $T_2$ ）自動的に増大される。

第5b図に例示した場合においては、時間領域におけるふさがり通知の順番は、反対となっている。最初に、厳しさ度3のふさがり通知が受信され、帯域巾は、すぐに、ありうる最も低い値まで減少させられる。この間隔中に受信される他のふさがり通知によっては、それらの厳しさ度がどのようなものであろうと、帯域巾はそれ以上変更されない。もし、最初に厳しさ度2のふさがり通知が受信された場合には、厳しさ度3のふさがり通知でない限り、帯域巾はそれ以上減少させられない。

本発明によれば、このようにして、帯域巾は、問題の間隔中においてそれまでに受信された最も厳しいふさがり通知の受信時にすぐに減少させられるが、帯域巾は、間隔  $T_c / 3$  中にふさがり通知が受信されない場合においてのみ、増大させられうる。この場合において、その増大は、問題の間隔が終了した後に行われる。

もし、帯域巾が値  $B_c$  を越えた場合には、帯域巾は、本発明の好ましい実施例によれば、最初のふさがり通知の受信時にすぐに値  $B_c$  まで降下させられる。これら変更に対して定められた前述の制約は、この特別な場合には適用されない。こうすることにより、とりわけ、瞬時的ふさがりに対する応答を速めることができる。しかし、すべての場合において、帯域巾は、前述したように上方向に調整される。

ネットワークノードに配置されたバッファの充満度に制約されたふさがり通知の各厳しさ度は、例えば、次の表に与えられた充満度限界に対応するように設定されうる。

総合バッファ容量に基づいて計算された充満度	ふさがりの厳しさ度
20・・・39%	1
40・・・59%	2
60・・・100%	3

ネットワークの各ノードは、サービスクラス特定バッファの充満度を連続的に監視する。新しいフレームがふさがったノードで受信されるときには、そのノードは、そのフレームが受信された方向においてふさがり通知Mを、問題の仮想チャンネルの加入者ノードへ送信する。もし、そのバッファの充満度が20%より低い場合には、入来フレームがあっても、ふさがり通知の送信とはならない。ふさがり通知の送信と同時に、所定の長さの間隔T1が、そのノードのタイマーによって設定される。この間隔中では、新しいふさがり通知は、問題の仮想チャンネル

へと送信されない。間隔T1の長さは、例えば、100msでありうる（すなわち、間隔Tc/3の約3分の1）。このようにして、仮想チャンネルにおいて起きた1つのバーストに関していくつものふさがり通知が無駄に送信されないようにすることができる。タイマーがタイムオフした時には、必要であれば、ふさがり通知を仮想チャンネルへ再び送信することが可能となる。

ふさがり通知Mは、ふさがりに対する応答をすばやいものとするために、非常に速い速度で出口ノードに送配されるべきである。本発明の好ましい実施例によれば、これらのふさがり通知は、別の第4のサービスクラスを構成する。この第4のサービスクラスに対しては、ノードに別のサービスクラス特定バッファが設けられている。加入者ノードに関しては、これは、そのノードの出力側に、第2図に一点鎖線で且つ参照符号64dで示されたように、第4の出力バッファが設けられることを意味している。

ネットワークのトランクノードに関しては、この実施例は、第6図に示されて



おり、第6図においては、このふさがり通知のサービスクラスに対応するバッファ44dおよび45dが、一点鎖線によって示されている。トランクノードでは、前述したフォーマットのFRフレーム39が、先ず、各データリンクに対して特定された分類ユニット43へ接続される。分類ユニット43は、そのフレームのアドレスフィールドからデータリンク接続識別子を読み取り、その識別子によって指示された仮想チャンネルに対応するサービスクラスを選択する。仮想チャンネルおよび各サービスクラスは、テーブルTに記憶される。行われた分類に基づいて、分類ユニット43は、そのフレームのサービスクラスに対応する入力バッファへ各フレームを加える。各内向きデータリンクは、各サービスクラス1から3について1つずつ且つふさがり通知について1つの合計4つの入力バッファを有する。各データリンクは、サービスクラス特定バッファからフレームを選択し、それらをノード内にて送る特定のセクタS1を有する。トランクノードの出力側では、それらフレームは、それら自身のデータリンクに対応するインターフェイスに接続される。このインターフェイスで、それらフレームは、ノードの入力側で選択されたサービスクラスに従って、サービスクラス特定出力バッファのうちの1つへと供給される。そのバッファから、セクタS2は、それらフレーム

をさらにトランク接続へと読み出す。したがって、各外向きデータリンクは、各サービスクラス1から3について1つずつ且つふさがり通知について1つの合計4つの出力バッファを有する。別の仕方として、ノードの出力側でも、各データリンクについて別々の分類ユニットを設けてもよい。この場合には、分類データは、そのノード内で転送される必要はない。

前述したようなトラフィック制御によれば、単一ノード、とりわけ、全ネットワークのリレー容量が、異なる加入者の間に均等に分けられうる。トラフィックのバーストによって生ずるような瞬時的ふさがりの場合には、本発明の方法によれば、そのバーストを送ったチャンネルによって送信される付加的なトラフィックをバッファリングすることによって、効率的にトラフィックを制御することができる。こうして、コミットトラフィックの限界内で動作するチャンネルは、ある短い遅延

をもってネットワークを通してそれらのトラヒックを依然として受ける。各仮想チャンネルのトラヒックは、値 $B_c$ を中心として変化する。

連続的ふさがりの場合には、その手順は同様であるが、ネットワークのリレー容量を越えるトラヒックは、仮想チャンネル特定バッファにオーバーフローがあるときには、棄てられねばならない。このような場合でも、トラヒックの放棄は、ネットワークを過負荷とする仮想チャンネルに影響する。その他のチャンネルのトラヒックは、決して、スローダウンされる必要はない。フレームを放棄するには、フィンランド国特許出願第93xxxx号に記載された方法を使用すると有利である。この方法によれば、一杯であるバッファにあるフレームが受信されるときには、バッファの全内容が棄てられる。この方法のより詳細な説明については、前述の特許出願を参照されたい。

ネットワークに空いているリレー容量がある場合には、ふさがり通知は送信されず、チャンネルの帯域巾は、それらに対して設定された最大値 $B_c + B_e$ まで増大しうる。この場合において、コミットトラヒックおよび過剰トラヒックの両者がバッファからネットワークの内側部分へと読み込まれる。こうして、ネットワークの容量は、静穏時間でも利用され、付加的なトラヒックが正しく処理される。

添付図面に示された実施例について本発明を説明してきたのであるが、本発明

は、これら実施例に限定されるものでなく、前述し且つ本請求の範囲の記載による発明概念の範囲内において変更しうるものであることは明らかであろう。本発明の細部においては、ふさがり通知に基づく調整が本発明の技術的思想にしたがって行われるとしても、例えば、ノードの内部構造は、多くの仕方で変更しうるものである。間隔 $T_c/3$ 中では、例えば、各仮想チャンネル特定バッファは、一回だけまたは何回かセクタ $S_3$ によって読み出される。ふさがり通知の厳しさ度もまた、ふさがりレベルを連続的に監視されているどのリソースに対しても制約されうる。この場合において、例えば、フィンランド国特許出願第925670号に記載された方法を使用することができる。この方法によれば、ある塞がりレベルがネットワークのリソースに対して決定される。このふさがりレベルの

値は、サービスレベルの値と特定の関係を有している。

【図 1】

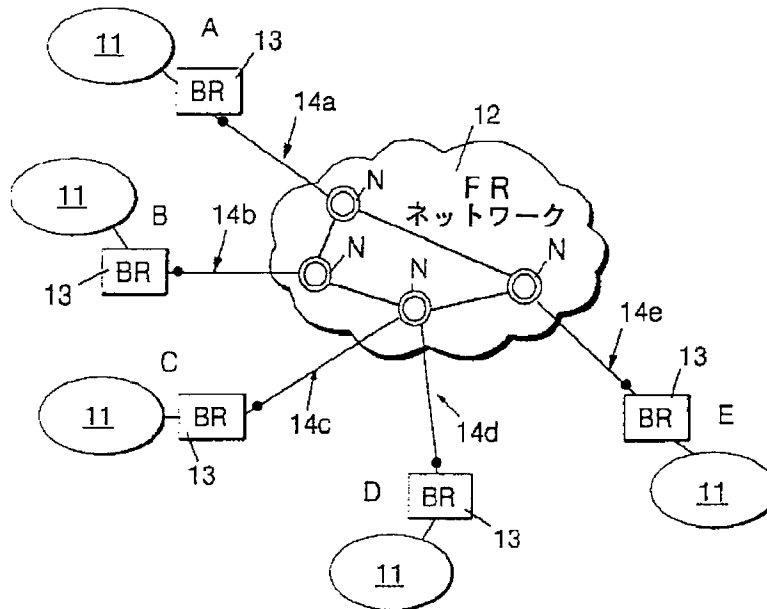


FIG. 1

【図 2】

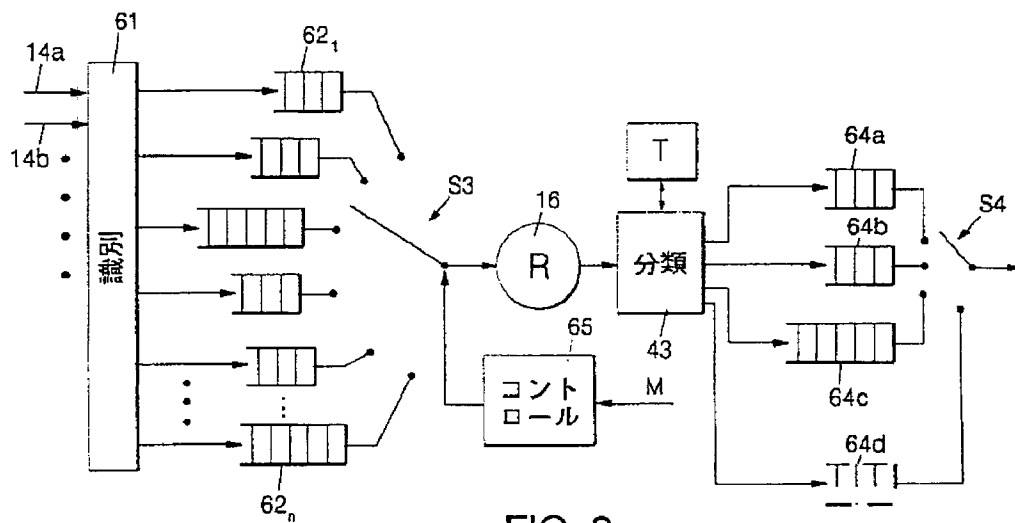


FIG. 2

The diagram illustrates a packet structure. At the top, a horizontal bar represents a packet with three segments: a flag segment (8 bits), an address field segment (16 bits), and an information field segment (32 bits). The information field segment is labeled '38' and '39'. Below this, a detailed view of the information field is shown, consisting of five segments: a flag segment (8 bits), an address field segment (16 bits), an information field segment (32 bits), a frame check segment (16 bits), and a flag segment (8 bits). The information field segment is further detailed as a table with two rows and five columns. The first row contains 'DLCI' (4 bits), 'C/R' (1 bit), and 'EA' (1 bit). The second row contains 'DLCI' (4 bits), 'FECN' (1 bit), 'BECN' (1 bit), 'DE' (1 bit), and 'EA' (1 bit). The columns are numbered 1 through 8 from right to left.

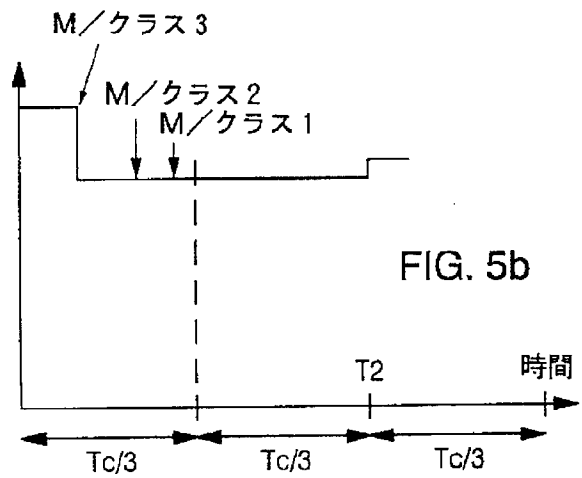
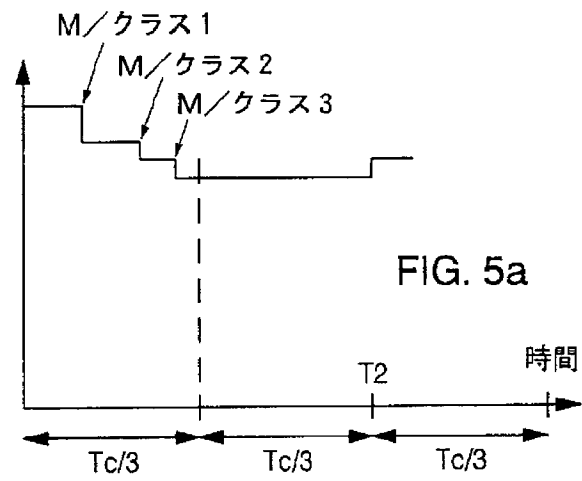
8	7	6	5	4	3	2	1
DLCI				C/R	EA		
DLCI				FECN	BECN	DE	EA

FIG. 3

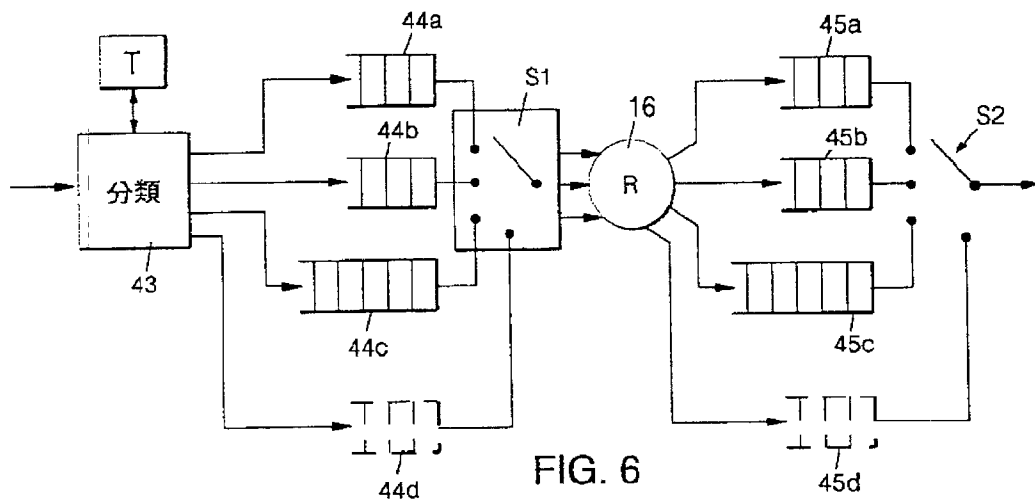
FIG. 3

FIG. 4

【図5】



【図6】



【手続補正書】 特許法第184条の8

【提出日】 1996年1月25日

【補正内容】

#### 請求の範囲

1. 相互の間でデータが送信される複数のノード ( $N; N_1 \cdots N_4$ ) を備え、前記ノードのうちの少なくとも一部は、データリンク ( $14a \cdots 14e$ ) を介して加入者 ( $A \cdots E$ ) が接続される加入者ノードであるようなフレームリレーネットワークにおいてふさがり管理を行なう方法であって、あるノードで受信されるときに送信されるあるフレーム (39) に関連した仮想チャンネルを決定し、前記加入者に向かう方向において前記ノードからふさがり通知 ( $M$ ) を送信することを含む方法において、前記加入者から受信されたデータを、仮想チャンネル特定バッファ ( $62_1 \cdots 62_n$ ) への加入者ノードの入力境界にてバッファリングし、あるノードから、特定の瞬間に前記ノードで受信されるフレームを有する仮想チャンネルの加入者ノードへ前記ふさがり通知を送信し、所定の長さを有する特定の間隔中に前記仮想チャンネルに対応する前記加入者ノードバッファから前記ネットワークの方へ供給されるトラヒックの量を、前記間隔中に前記ネットワークから受信された前記ふさがり通知 ( $M$ ) の内容に基づいて制御し、必要なときには、ある加入者から前記バッファへのトラヒックを棄てることを特徴とする方法。

2. 前記ふさがり通知の厳しさ度は、ノードのバッファの充満度に制約されており、ある特定の厳しさ度が、各充満度範囲に対応しており、前記間隔中に前記ネットワークの方へ供給されるトラヒックの量における一定の大きさの変更が、ふさがりのある特定の厳しさ度に対応している請求項1記載の方法。

3. 前記間隔中に前記仮想チャンネルに属するふさがり通知が送信されない場合には、前記加入者ノードでのトラヒックの量は、許容される最大値を越えることなく、ある特定の一定値だけ増大させられる請求項1記載の方法。

4. トラヒックの量がコミットバーストサイズの量 ( $B_c$ ) を越えるときには、そのトラヒックの量は、ふさがり通知 ( $M$ ) を受信したときに、すぐに前記コミットバーストサイズ ( $B_c$ ) に対応する値まで減少させられる請求項3記載の方

法。

5. トラヒックの量は、前記間隔中に受信される最も厳しいふさがり通知にした

がって制御される請求項1記載の方法。

6. あるふさがり通知の送信後、同じ仮想チャンネルへの次のふさがり通知の送信は、所定の時間の間阻止され、前記仮想チャンネルにて生じた1回のバーストに関していくつものふさがり通知が無駄に送られることが防止される請求項1記載の方法。

7. 相互の間にデータが送信される複数のノード(N; N1...N4)を備え、前記ノードの内の少なくとも一部は、ネットワークの加入者(A...E)がデータリンク(14a...14e)を介して接続される加入者ノードであり、前記ノードは、前記加入者の方に向かう方向においてふさがり通知(M)を送信する手段を備えているようなフレームリレーネットワークにおいてふさがりを管理するためのシステムにおいて、ある加入者ノードの入力境界に、加入者発生データのバッファリングを行なう仮想チャンネル特定バッファ(62<sub>1</sub>...62<sub>n</sub>)が設けられており、加入者ノードは、所定の長さを有する特定の間隔中に仮想チャンネル特定バッファから前記ネットワークの方へ供給される加入者発生トラヒックの量を制御する手段(65、S3)を備えており、該手段は、前記間隔中に前記加入者ノードで前記ネットワークから受信されたふさがり通知(M)の内容に応答することを特徴とするシステム。

## 【国際調査報告】

## INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/FI 94/00535

<b>A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER</b>		
IPC6: H04L 12/56 According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC		
<b>B. FIELDS SEARCHED</b>		
Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)		
IPC6: H04L		
Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched		
SE,DK,FI,NO classes as above		
Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practicable, search terms used)		
PAJ, EPODOC		
<b>C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT</b>		
Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X	WO, A1, 9305596 (ADAPTIVE CORPORATION), 18 March 1993 (18.03.93), abstract, See claim 1-3, 7-8,15,19 --	1-5,7
X	EP, A1, 0499150 (HITACHI, LTD), 19 August 1992 (19.08.92), column 2, line 41 - column 4, line 36, claims 1-3, abstract	1,7
A	--	2-6
A	WO, A1, 9314605 (CODEX CORPORATION), 22 July 1993 (22.07.93), page 5, line 16 - line 19; page 7, line 1 - line 6; page 11, line 15 - line 30 --	1-7
<input checked="" type="checkbox"/> Further documents are listed in the continuation of Box C. <input checked="" type="checkbox"/> See patent family annex.		
* Special categories of cited documents: "A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance "B" earlier document but published on or after the international filing date "L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified) "O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means "P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed "T" later document published after the international filing date but not in conflict with the application but cited to illustrate the principle or theory underlying the invention "X" document of particular relevance: the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone "Y" document of particular relevance: the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art "&" document member of the same patent family		
Date of the actual completion of the international search		Date of mailing of the international search report
5 April 1995		06 -04- 1995
Name and mailing address of the ISA/ Swedish Patent Office Box 5055, S-102 42 STOCKHOLM Facsimile No. +46 8 666 02 86		Authorized officer Adam Franzén Telephone No. +46 8 782 25 00



## INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/FI 94/00535

## C (Continuation). DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	US, A, 5163046 (ELLEN L. HAHNE ET AL), 10 November 1992 (10.11.92), abstract  --	1-7
A	EP, A2, 0576122 (NIPPON TELEGRAPH AND TELEPHONE CORPORATION), 29 December 1993 (29.12.93)  -- -----	1-7

**INTERNATIONAL SEARCH REPORT**  
Information on patent family members

25/02/95

International application No.

PCT/FI 94/00535

Parent document cited in search report	Publication date	Patent family member(s)	Publication date
WO-A1- 9305596	18/03/93	AU-A- 2599792	05/04/93
		CA-A- 2118592	18/03/93
		EP-A- 0604538	06/07/94
		US-A- 5379297	03/01/95
EP-A1- 0499150	19/08/92	JP-A- 4257145	11/09/92
		US-A- 5282203	25/01/94
WO-A1- 9314605	22/07/93	AU-B- 650195	09/06/94
		AU-A- 3274193	03/08/93
		EP-A- 0576647	05/01/94
		JP-T- 6507290	11/08/94
US-A- 5163046	10/11/92	CA-A- 2029054	31/05/91
		CA-A- 2030349	31/05/91
		EP-A, A, A 0430570	05/06/91
		EP-A, A, A 0430571	05/06/91
		JP-A- 3186042	14/08/91
		JP-A- 3188733	16/08/91
		US-A- 5014265	07/05/91
EP-A2- 0576122	29/12/93	NONE	

---

 フロントページの続き

(81)指定国 EP(AT, BE, CH, DE, DK, ES, FR, GB, GR, IE, IT, LU, MC, NL, PT, SE), OA(BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, ML, MR, NE, SN, TD, TG), AP(KE, MW, SD, SZ), AM, AT, AU, BB, BG, BR, BY, CA, CH, CN, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, GB, GE, HU, JP, KE, KG, KP, KR, KZ, LK, LR, LT, LU, LV, MD, MG, MN, MW, NL, NO, NZ, PL, PT, RO, RU, SD, SE, SI, SK, TJ, TT, UA, UA, UZ, VN

(72)発明者 マトカセルケ ヨルマ

フィンランド エフイーエン-01650 ヴ  
ァンター スイヤティエ 4セー 24

(72)発明者 カスリン ミカ

フィンランド エフイーエン-00500 ヘ  
ルシンキ トルッケリンカテュ 17アー  
18

(72)発明者 ビヘラミ セッポ

フィンランド エフイーエン-00320 ヘ  
ルシンキ サンカリティエ 4アー 1

(72)発明者 オルッコネン ミッコ

フィンランド エフイーエン-02600 エ  
スプー ムーラリンクヤ 1ディー 41

(72)発明者 フェールマン リカルト

フィンランド エフイーエン-00320 ヘ  
ルシンキ カウッパランティエ 27-29  
アー9

(72)発明者 ライホ ミッコ

フィンランド エフイーエン-00730 ヘ  
ルシンキ リュコウシュオネンティエ  
4

Abstract not available for JP9508764T

Abstract of corresponding document: **WO9515637**

The invention relates to a method and a system for congestion management in a Frame Relay network. The method comprises determining the virtual channel associated with a frame to be transmitted when it is received at a network node. In order for the relay capacity of the network to be equitably divided between all subscribers (a) data is buffered at the input boundary of the subscriber node to virtual-channel-specific buffers (621...62n), (b) congestion notifications (M) are transmitted in a backward direction from the network nodes to the subscriber node of the virtual channel whose frame is received at that particular moment, and (c) the amount of traffic supplied towards the network from the subscriber node buffer corresponding to said virtual channel during a certain interval having a predetermined length is controlled on the basis of the contents of congestion notifications (M) received from the network during said interval.

\* NOTICES \*

JPO and INPIT are not responsible for any damages caused by the use of this translation.

1. This document has been translated by computer. So the translation may not reflect the original precisely.
2. \*\*\*\* shows the word which can not be translated.
3. In the drawings, any words are not translated.

---

DETAILED DESCRIPTION

---

[Detailed Description of the Invention]

Control of the overload status in a Frame Relay network This invention relates to a system which was indicated by the preface of claim 7 of an approach which was indicated by the preface of claim 1 of this claim for managing a closure in a Frame Relay network, and this claim.

Here, the closure means the condition that the number of Requests to Send exceeded transmitting capacity on the specific network point (bottleneck resource) by specific time amount. If a closure arises, usually it will be in overload status, and a buffer will overflow as the result, therefore the network or subscriber will retransmit a message to a packet. The balance between a Request to Send and transmitting capacity is maintained, a bottleneck resource operates on the optimal level, and the function of closure management (CM) enables it to offer fair service to a subscriber.

Closure management is divided into closure recovery (CR) with closure evasion (CA). The closure evasion approach tends to change adjusting a subscriber's band width according to a network closure condition, and/or network routing, and tends to prevent the closure in a network more to move some traffic loads of a bottleneck resource to the resource which gets bored and is in a condition. On the other hand, the object of the method of recovery is returning actuation of a bottleneck resource to the optimal level, when the closure evasion approach is not able to prevent generating of a closure.

Frame Relay (FR) Law is a packet switching network method used in order to transmit the frame of various die length instead of the packet switching network connection by which the current activity is carried out. Many processings are needed, the sending set is expensive, and the protocol (X.25) generally applied to a current packet switching network also has a rate as the result until now [ low ]. These things originate in the data that the X.25 standard was developed when the connection currently used was what tends to cause a transmitting error. The probability of a transmitting line error already became fairly low at development that time of the Frame Relay method. Therefore, it was possible by throwing away the function of unnecessary many in the Frame Relay method to have made sending out of a frame for it to be quick and efficient. Generally the frame mode bearer service is indicated to the CCITT advice I.233 (reference 1), and the protocol relevant to it is indicated by advice Q.922 (reference 2). The closure in FR network and the closure control mechanism are indicated by the CCITT advice I.370 (reference 3). Please refer to An Overview of Frame Relay Technology, Data Management of Data Communications, McGraw-Hill Incorporated, and April 1991 (reference 4) other than advice of the FR method which was mentioned more above for details.

In FR network hierarchy by which the current activity is carried out, a node has the reception and the transmission buffer only corresponding to the traffic of the application pass which lets a physical channel, i.e., the virtual channel from which some differ, and the same buffer pass. To an outward link, it considers as empty from a node to a long distance as much as possible regardless of the comprehensive level of the closure in a network. Therefore, from a node, though a frame may be thrown away by the network center in a near place (with closure node), as many loads of the outward link as possible are carried out. If a network resource is made useless and also a frame is thrown away by the network trunk node, the application which uses a network will be affected and processing delay will

become longer. (A virtual channel gets down from the virtual connection part which has the die length of one transmitting link very, and, on the other hand, virtual connection is actual packet-switching end-to-end FR connection.)

Though the traffic received from the virtual channel is supervised by subscriber connection based on the general service parameters Bc, Be, and CIR, this monitor is not performed when a frame is sent from a subscriber node. The [parameter Bc (commitment burst size) expresses the peak of the data which a subscriber transmits through a network within the specific time slot Tc (usually Tc= 1s), Parameter Be (superfluous burst size) expresses the amount of the data with which a subscriber can exceed a value Bc within a time slot Tc, and Parameter CIR (commitment information rate) expresses data transmitting rate  $CIR=Bc/Tc$  guaranteed by the network in the usual condition. These parameters are defined as the reference 3.] From a receive buffer, routing of the frame is carried out to a right channel-specification transmission buffer. The frame which reached the node passes all nodes by the FIFO principle. Since the traffic in a Frame Relay network has the property which increases rapidly, if it carries out from having mentioned above, one virtual channel comes to manage a part for the body of the buffer of one node, and relay capacity. Other virtual channels which supply traffic to the node are affected by this, processing delay may become longer or the probability to lose a frame may become high. If the number of virtual channels traffic increased dramatically and will be satisfied of virtual channels is also one, the service level of other virtual channels of the connection will be reduced fairly.

The object of this invention is offering the closure management method of the new mold in FR network which cancels a trouble which was mentioned above and enables it to use a network resource impartially and efficiently conventionally. This is attained by the approach of this invention of having the description which was indicated into the description part of claim 1 of this claim. The system of this invention has the description which was indicated into the description part of claim 7 of this claim.

The technical thought of this invention is to control the amount of the traffic supplied to network one by each virtual channel from the subscriber node with the virtual channel-specification buffer of a subscriber node according to the comprehensive level of the closure in the network which transmits to the subscriber node of the virtual channel which has the frame received in the node in the advice of a closure from a network node, for example, is directed by these advice of a closure.

According to the approach of this invention, among all subscribers, the relay capacity of a single node and division all network is distributed uniformly, and gets.

Next, this invention and its desirable example are explained more to a detail about the example illustrated to the accompanying drawing.

Drawing 1 is drawing which illustrates the typical operating environment of the approach by this invention.

Drawing 2 is drawing which illustrates FR network subscriber node by this invention.

Drawing 3 is drawing which illustrates a format of the frame \*\*\*\*(ed) in FR network.

Drawing 4 is drawing which illustrates \*\*\*\* of the advice of a closure in a network.

the -- 5a drawing is drawing which illustrates modification of the band width by the advice of a closure in the 1st example.

the -- 5b drawing is drawing which illustrates modification of the band width by the advice of a closure in the 2nd example.

Drawing 6 is drawing which illustrates FR network trunk node by this invention.

A Frame Relay network is used by the application with which some which do not need similar service differ, and it deals in it. Therefore, it is advantageous to use the approach of this invention for a network which is divided into the class from which service differs according to application in consideration of two most important parameters (a frame loss probability and delay). Such a solution approach is indicated by the Finland country patent application No. 925671. Service is divided into the following three classes in this application. namely, -- The 1st class of service (class 1) offers the interactive service which should keep delay short.

The 2nd class of service (class 2) offers a frame loss probability low without serious delay.

The 3rd class of service (class 3) is short delay, and offers a low frame loss probability.

Each trunk termination of the network realized by such method has every one class-of-service specification buffer to each class of service. And a subscriber node has a virtual channel specification buffer in a subscriber connection side. Although these solution approaches are explained to a detail by the following, please also refer to the Finland country patent application mentioned above.

Drawing 1 shows the Frame Relay network 12 which connects mutually Local Area Network 11 of office A...E where FR network which offers a public network service, i.e., a single firm, differs from two or more firms.

Local Area Network 11 of each office is the Local Area Network bridge 13 and reference mark 14a.... FR service can be accessed respectively through the data link shown by attaching 14e. The connection between FR subscriber A...E and the FR network node N itself is known, therefore it is not explained in full detail any more here. The more detailed information about the Local Area Network currently used for these interconnect and a bridge can be found out to LAN Interconnections Technology by Michael Grimshaw, Telecommunications, February 1991 and Lahiverkko-opas, Leena Jaakomaki, Suomen ATK-kustannus Oy, and 1991, and is incorporated by the citation into this description.

The typical description of the known node structure of FR network is that the same buffer is used to all frames, assuming that routing of the frame is carried out to the same physical connection. Unlike this, according to this invention, the buffer corresponding to a class of service which was mentioned above is formed in the input boundary which has the output boundary and trunk termination of all network nodes. Drawing 2 illustrates such a solution approach in the trunk node in a network. A node receives the FR frame first assembled on the bridge 13 (refer to drawing 1) of subscriber connection. A subscriber's LAN 11 frame is inserted in the information field of the FR frame on a bridge 13 (except for a timing bit and the bit of other resemblances). Drawing 3 has illustrated the place which inserts the LAN frame 38 in the information field of the FR frame 39. Moreover, this drawing 3 also shows typical FR network frame format which the address field in front of information field becomes from two octets (bits 1-8). The bits 3-8 of the 1st octet and the bits 5-8 of the 2nd octet constitute Data Link Connection Identifier DLCI which directs to a node the virtual connection and the virtual channel to which the specific frame belongs. A virtual channel is mutually distinguished using a Data Link Connection Identifier. However, a Data Link Connection Identifier may change in the node, when it is not clear and shifts to the following virtual channel only about a single virtual channel.

The bit 2 of the 2nd address-field octet called DE bit (abandonment proper indicator) is also important about abandonment of a frame. According to CCITT advice, when DE bit of a frame is set to 1, a frame can be abandoned in the state of a closure. To this invention, since the bit of others in the FR frame is not important, it does not explain them in full detail any more here. For details, please refer to those references 2 and 4 mentioned above more.

In the subscriber node (refer to drawing 2) in the circumference of a network, the subscriber connection 14a and 14b etc. is connected to the discernment unit 61 which receives the FR frame formed first on the bridge 13 (refer to drawing 1) (it connects with the same node in the example illustrated to drawing 2). The discernment unit 61 reads Data Link Connection Identifier DLCI in the address field of the frame, and sends the frame to 621...62n of input buffers corresponding to the virtual connection directed by the identifier. Each data link has the specific selector S3 which chooses a frame from the input buffer of each virtual channel, and sends these frames to the central router 16. The central router 16 carries out routing of these frames to the classification unit 43 of a right data link (drawing shows only one outward data link). The classification unit 43 reads Identifier DLCI in the address field of the frame, and chooses from Table T the class of service corresponding to the virtual channel directed by the identifier. In this way, based on the performed classification, the classification unit 43 adds each frame to the output buffers 64a, 64b, or 64c corresponding to the class of service of the frame. Therefore, each outward data link has one output buffers [ a total of three ] about each class of service. Selector S4 reads further the frame from these class-of-service specification buffers to a trunk termination.

In this way, the traffic transmitted by the subscriber through FR network is specifically buffered in the input side of a subscriber node to each virtual connection. The chain of the Iriki frame 39 is dynamically carried out through each virtual connection. According to the class of service of virtual connection, the

die length of the chain has predetermined allowance maximum.

This is more small in classes of service 1 and 3, and more large in a class of service 2. A selector S3 reads 621...62n of buffers in proportion to the traffic volume assigned to the buffer so that a fair principle may be satisfied.

According to this invention, the amount of the traffic supplied to a network 12 is adjusted by each virtual channel by 621...62n of virtual channel specification buffers, and is changed according to the level of the closure in the network centering on the basic value sold to the channel in question. The total amount of the traffic supplied to a network inside part is based on the service level currently sold to the virtual channel, band width, and the comprehensive level of the closure in a network. In these, a service level and band width determine a specific basic value, and the amount of traffic is adjusted according to the comprehensive level of the closure which exists in the network focusing on the basic value. This adjustment is performed by being closed from a network to the subscriber node of the virtual channel which has the received frame, and transmitting advice. The amount of the traffic supplied from the subscriber node buffer corresponding to that virtual channel in the predetermined time interval of predetermined die length to network one is controlled according to the content of the advice of a closure received from the network in this spacing. It is closed and advice is connected to the control unit 65 which controls the selector S3 in a subscriber node shown by the reference mark M in drawing 2. This control unit 65 controls the amount of data by which reading appearance is carried out according to the content of that advice of a closure from each virtual channel specification buffer. Therefore, each buffer is emptied based on the parameter of itself, and the advice of a closure of itself.

The approach of this invention is compared with the flood gate about a subscriber node. It is controlled by the system which the traffic allowed to transmit to a network with each virtual channel specification buffer functions as the flood gate, and restricts the amount of the data by which reading appearance is carried out from a buffer, namely, adjusts the band width of a virtual channel (using a control unit 65). This flood gate is a system in which it is restricted to the service parameter Bc mentioned above, is transmitted to network one from a virtual channel specification buffer in the time amount period only whose specific amount of data is specification, and deals. About the resolution which supervises the band width of a virtual channel, the time interval which has the die length of  $T_c/3$  ( $T_c$  often has the die length for 1s) can be used, for example. Only the amount permitted with the height of the flood gate is emptied to the outward connection to which a buffer goes to a network by the inside of each spacing which has the die length of  $T_c/3$ . Other parts of a frame are left behind to a buffer and wait for the following spacing of  $T_c/3$ .

According to this invention, a network node transmits the advice M of a closure which was mentioned above in the direction which goes to a subscriber node. These advice of a closure shows whenever [ buffer's in node in question fullness ]. Such a device is illustrated in drawing 4. A network node is a reference mark N1... It is shown by N4 and the subscriber is shown by the reference mark S. When exceeding whenever [ fullness / of specification / the class-of-service specification buffer of a certain network node N1, for example, the node in drawing 1, ], for example, 20%, the node is closed in the direction which goes to the subscriber node (it sets to drawing 4 and is N2) of the virtual channel which has the received frame, and transmits advice. This node (N1) identifies a right virtual channel, as mentioned above using Data Link Connection Identifier DLCI.

the height (namely, band width offered to a virtual channel) of the flood gate which determines \*\*\*\* of each virtual channel specification buffer in a subscriber node was received from the network in the virtual channel so that a higher load might correspond to smaller band width -- it is closed and is adjusted according to the content of advice. As for adjustment of the band width in spacing  $T_c / 3$ , it is desirable to be carried out according to the severest advice of a closure received in the spacing. When a virtual channel is closed in its spacing  $T_c / 3$  and does not receive advice, the band width of the channel increases automatically by this invention at the beginning of the following spacing. It is determined and deals in this buildup so that it may be 10%. The initial value of the band width is value  $B_c + B_e$  currently sold to the channel, i.e., the maximum which the amount of traffic must not exceed under any situations.



It may be possible to direct three different level of a closure by advice of a closure, and modification (all are computed based on the maximum) of the band width corresponding to them may be the same as that of what is shown in the following table.

ふさがり通知の厳しさ度	帯域巾の変更
1	− 1 0 %
2	− 1 5 %
3	− 2 0 %

in order to illustrate the principle mentioned above -- the -- the [ 5a drawing and ] -- 5b drawing shows two different examples of adjustment by this invention. The axis of ordinate expresses the height (namely, band width) of the flood gate, and the axis of abscissa expresses the time amount which consists of inheritance \*\*\*\*\* which has the die length of  $T_c/3$ . the -- when illustrating to 5a drawing, the advice M of a closure of 1 is received first whenever [ severity ], and band width is decreased immediately. Then, the advice M of a closure of 2 is received whenever [ severity ], and band width is decreased immediately again. The 3rd advice M which is the last received in spacing  $T_c / 3$  is 3 whenever [ severity ], and is again decreased immediately to band width (it has the lowest value that may exist at this time). Since it is closed in following spacing  $T_c / 3$  and advice is not received, the band width of a channel increases automatically (instant (to the next start of spacing  $T_c / 3$ )  $T_2$ ) after this spacing.

the -- when it illustrates to 5b drawing, the sequence of the advice of a closure in a time domain is opposing. First, the advice of a closure of 3 is received whenever [ severity ], and band width is immediately decreased to the lowest value that may exist. Depending on other advice of a closure received in this spacing, if what kind of thing whenever [ those severity ] is, band width will not be changed any more. When the advice of a closure of 2 is received whenever [ severity ] first, unless it is advice of a closure of 3 whenever [ severity ], band width is not decreased more than it.

According to this invention, although it decreases immediately at the time of reception of the severest advice of a closure, band width is increased, when [ which was received by then in the spacing in question ] it is closed in spacing  $T_c / 3$  and advice is not received, and deals in band width. In this case, that buildup is performed after the spacing in question is completed.

When band width exceeds a value  $B_c$ , according to the desirable example of this invention, band width is immediately dropped to a value  $B_c$  at the time of reception of the first advice of a closure. The above-mentioned constraint defined to these modification is not applied when [ this ] special.

The response to division and an instant-closure can be sped up by carrying out like this. However, in all cases, band width is adjusted upward, as mentioned above.

It is set up and gets so that it may correspond to a limitation whenever [ fullness / by which whenever / each severity / of advice / was given to the following table by being closed / which was restrained whenever / buffer's arranged at network node fullness ].

総合バッファ容量に基づいて計算された充満度	ふさがりの厳しさ度
20 . . . 39 %	1
40 . . . 59 %	2
60 . . . 100 %	3

Each network node supervises continuously whenever [ class-of-service specification buffer's fullness ]. When received by the node in which a new frame was closed, the node is closed in the direction in which the frame was received, and transmits Advice M to the subscriber node of the virtual channel in question. When whenever [ the buffer's fullness ] is lower than 20%, even if there is an Iriki frame, it does not become transmission of advice of a closure. The spacing T1 of predetermined die length is set as transmission and coincidence of advice of a closure by the timer of the node. In this spacing, the new advice of a closure is not transmitted to the virtual channel in question. The die length of spacing T1 is 100ms, and it deals in it (namely, about 1/3 of spacing Tc / 3). Thus, it is related with one burst which occurred in the virtual channel, and can avoid transmitting advice of a shoes thing closure vainly. If required when a timer carries out time-off, it will become possible to transmit advice of a closure to a virtual channel again.

Advice M of a closure should be \*\*\*\*(ed) by the outlet node at the very quick rate, in order to make the response to a closure quick. According to the desirable example of this invention, these advice of a closure constitutes 4th another class of service. To this 4th class of service, another class-of-service specification buffer is formed in the node. About a subscriber node, this means that the 4th output buffer is prepared, as it is an alternate long and short dash line and was shown to drawing 2 by 64d of reference marks at the output side of the node.

About the network trunk node, this example is shown in drawing 6 and the buffers 44d and 45d corresponding to the class of service of this advice of a closure are shown by the alternate long and short dash line in drawing 6. In a trunk node, the FR frame 39 of the format mentioned above is first connected to the classification unit 43 specified to each data link. The classification unit 43 reads a Data Link Connection Identifier in the address field of the frame, and chooses the class of service corresponding to the virtual channel directed by the identifier. A virtual channel and each class of service are memorized by Table T. Based on the performed classification, the classification unit 43 adds each frame to the input buffer corresponding to the class of service of the frame. Each \*\*\*\*\* data link has [ classes of service / 1-3 / each ] one input buffers [ a total of four ] about every one and advice of a closure. Each data link chooses a frame from a class-of-service specification buffer, and has the specific selector S1 which sends them within a node. These frames are connected to the interface corresponding to the data link of these selves in the output side of a trunk node. With this interface, these frames are supplied to one of class-of-service specification output buffers according to the class of service chosen by the input side of a node. A selector S2 reads these frames from the buffer to a trunk termination further. Therefore, each outward data link has [ classes of service / 1-3 / each ] one output buffers [ a total of four ] about every one and advice of a closure. As another method, the output side of a node may also prepare a classification unit separate about each data link. In this case, classification data do not need to be transmitted within that node.

According to traffic control which was mentioned above, the relay capacity of a single node, division,

and all networks is uniformly divided among different subscribers, and it gets. In an instant-closure which is produced by burst of traffic, according to the approach of this invention, traffic is efficiently controllable by buffering the additional traffic transmitted by the channel which sent the burst.

In this way, the channel which operates in the limitation of commitment traffic has a certain short delay, and still receives those traffic through a network. The traffic of each virtual channel changes considering a value  $B_c$  as a core.

In a continuous closure, the procedure is the same, but the traffic exceeding a network relay capacity must be thrown away when a virtual channel specification buffer has overflow. Even in such a case, abandonment of traffic influences the virtual channel which makes a network an overload. The traffic of other channels never needs to slow down. In order to abandon a frame, it is advantageous if the approach indicated by the 93rd xxxx number of the Finland country patent application is used. When the frame in a full buffer is received according to this approach, all the contents of the buffer are thrown away. Please refer to the above-mentioned patent application about more detailed explanation of this approach.

When there is relay capacity which is vacant to the network, the advice of a closure is not transmitted but the band width of a channel may increase to maximum  $B_c + B_e$  set up to them. In this case, both commitment traffic and superfluous traffic are read into a network inside part from a buffer. In this way, a network capacity is used also by calm time amount, and additional traffic is processed correctly.

Although this invention has been explained about the example shown in the accompanying drawing, probably, it will be clear that this invention's it is what is not limited to these examples, and mentions above, and can be changed within the limits of the invention concept by the publication of this claim. In the details of this invention, though adjustment based on advice of a closure is performed according to the technical thought of this invention, the internal structure of a node can be changed by many methods, for example. In spacing  $T_c / 3$ , reading appearance of each virtual channel specification buffer is carried out only once by the selector S3 several times, for example. Also whenever [ severity / of advice of a closure ] is restrained to every resource currently supervised continuously, and deals in closure level. In this case, the approach which set, for example, was indicated by the Finland country patent application No. 925670 can be used. According to this approach, a certain closure level is determined to a network resource. The value of this closure level has the relation between the value of a service level, and specification.

---

[Translation done.]

## \* NOTICES \*

JPO and INPIT are not responsible for any damages caused by the use of this translation.

1. This document has been translated by computer. So the translation may not reflect the original precisely.
2. \*\*\*\* shows the word which can not be translated.
3. In the drawings, any words are not translated.

---

 WRITTEN AMENDMENT
 

---

[Procedure amendment] 8 of Article 184 of Patent Law

[Filing Date] January 25, 1996

[Proposed Amendment]

### CLAIMS

1. It is Preparation about Two or More Nodes (N;N1 ... N4) to which Data are Transmitted between Mutual.

At least the part of said nodes is a data link (14a ... 14e).

A frame which is the subscriber node to which it \*\*\*\* and a subscriber (A...E) is connected

It is the approach of managing by being closed in a relay network, and is a certain node.

The virtual channel relevant to a certain frame (39) transmitted when received

It determines, is closed from said node in the direction which turns on said subscriber, and is about advice (M).

It is virtual CHI about the data received from said subscriber in the approach including transmitting.

It is BA in the input boundary of the subscriber node to a YANNERU specification buffer (621...62n).

Hurrah which carries out a FFA ring and is received by said node from a certain node at a specific flash

Said advice of a closure is transmitted to the subscriber node of the virtual channel which has MU, and it is predetermined.

Said subscriber NODOBA corresponding to said virtual channel to the inside of spacing of the specification which has die length

About the amount of the traffic supplied to the direction of said network from FFA, it is in said spacing.

Based on the content of said received advice of a closure (M), it controls from said network.

The thing which it carries out and is the need and for which the traffic from a certain subscriber to said buffer is occasionally thrown away

The approach by which it is characterized.

2. whenever [ Severity / of Said Advice of Closure ] is Restrained to whenever [ Buffer's of Node Fullness ] -- Having

Whenever [ \*\* and a certain specific severity ] supports the range whenever [ each fullness ], and is the above in said spacing.

Modification of the fixed magnitude in the amount of the traffic supplied to the direction of TTOWAKU is \*\*.

The approach according to claim 1 corresponding to whenever [ severity / of the existing specification / falling ].

3. When Advice of Closure belonging to Said Virtual Channel is not Transmitted into Said Spacing being alike -- the amount of the traffic in said subscriber node exceeds the maximum permitted

The approach according to claim 1 that there is nothing and only a certain specific constant value is increased.

4. When Amount of Traffic Exceeds Amount (Bc) of Commitment Burst Size,

The amount of the traffic is said handicap immediately, when the advice of a closure (M) is received.

Direction according to claim 3 decreased to the value corresponding to TTOBASUTOSAIZU (Bc) Law.

5. Amount of Traffic was Made Severest Advice of Closure Received in Said Spacing.

The approach according to claim 1 controlled as \*\*.

6. \*\* of Next Advice of Closure after Transmission of a Certain Advice of Closure, and to the Same Virtual Channel

One burst which it was prevented between \*\*\*\* and predetermined time amount, and was produced in said virtual channel

Claim 1 account by which it is prevented that it is alike, and it is related and advice of a shoes thing closure is sent vainly

The approach of \*\*.

7. It is Preparation about Two or More Nodes (N;N1 ... N4) by Which Data are Transmitted between Mutual.

A network subscriber (A...E) at least the part of said nodes

It is the subscriber node connected through a data link (14a ... 14e),

Said node is closed in the direction which turns on said subscribers, and transmits advice (M).

It sets to a Frame Relay network which is equipped with the means to carry out, and is tubing about a closure.

\*\*\*\*\* -- the system of a sake -- setting -- the input boundary of a certain subscriber node -- subscriber generating DE

The virtual channel specification buffer which buffers - TA (621...62n)

It is prepared and a subscriber node is supposed in spacing of the specification which has predetermined die length.

Truck subscriber generating supplied to the direction of said network from a channel specification buffer

It has a means (65 S3) to control the amount of HIKKU, and this means is among said spacing.

Inside of the advice of a closure (M) which was alike and was received from said network by said subscriber node

The system characterized by answering \*\*.

---

[Translation done.]

\* NOTICES \*

JPO and INPIT are not responsible for any damages caused by the use of this translation.

- 1.This document has been translated by computer. So the translation may not reflect the original precisely.
- 2.\*\*\*\* shows the word which can not be translated.
- 3.In the drawings, any words are not translated.

---

DRAWINGS

---

[Drawing 1]

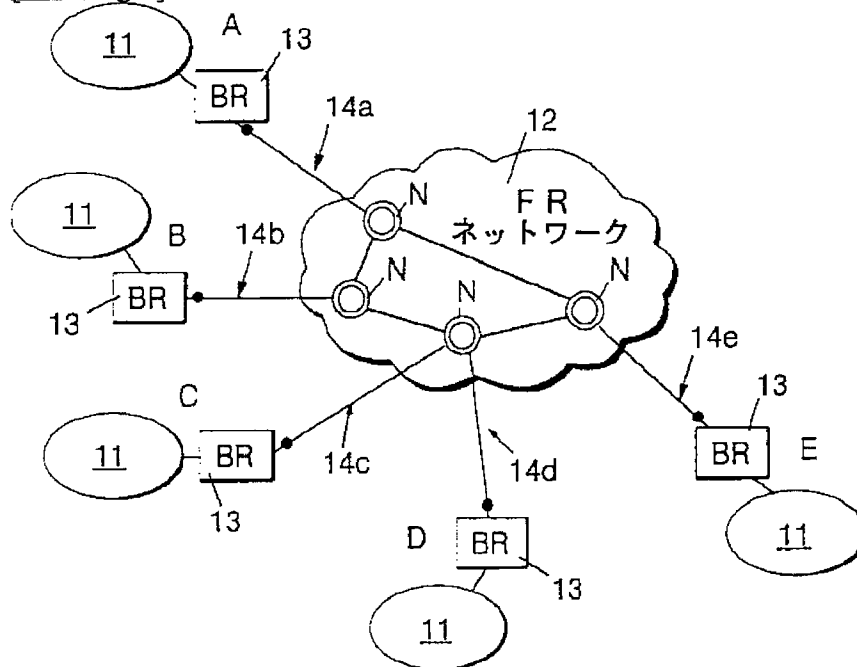
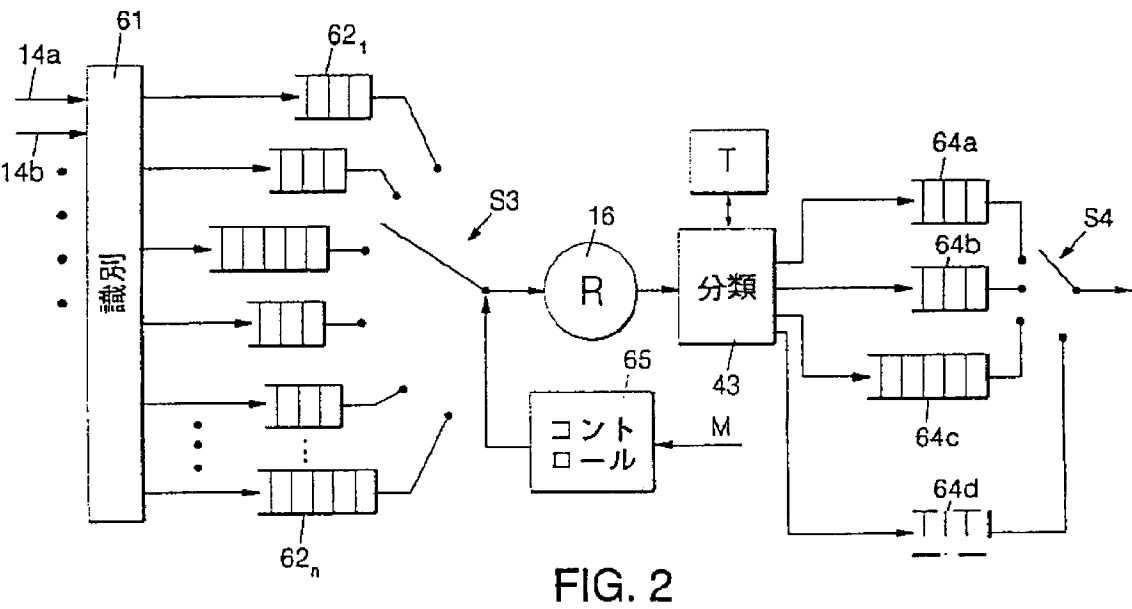
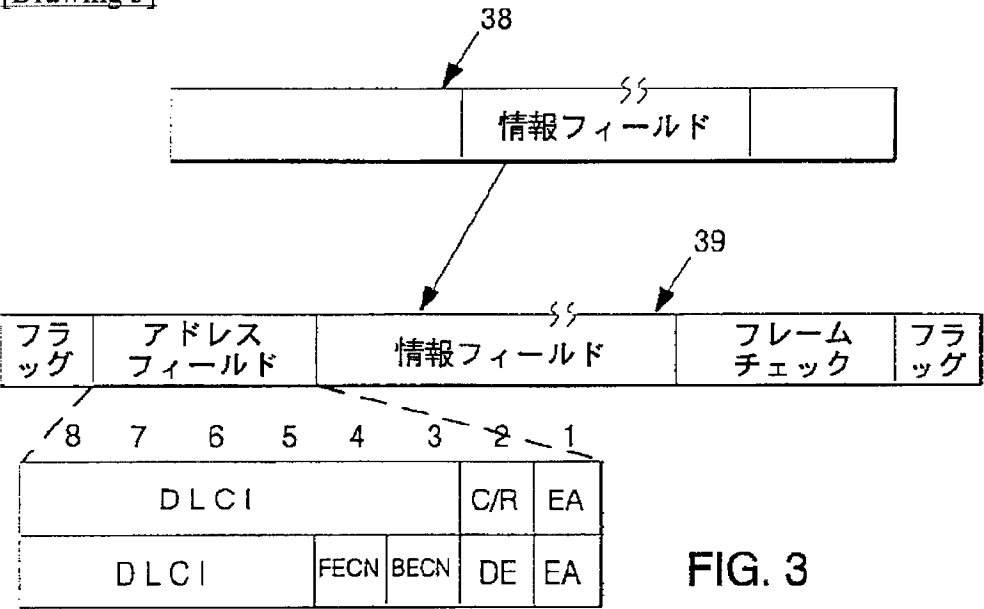


FIG. 1

[Drawing 2]



[Drawing 3]



[Drawing 4]

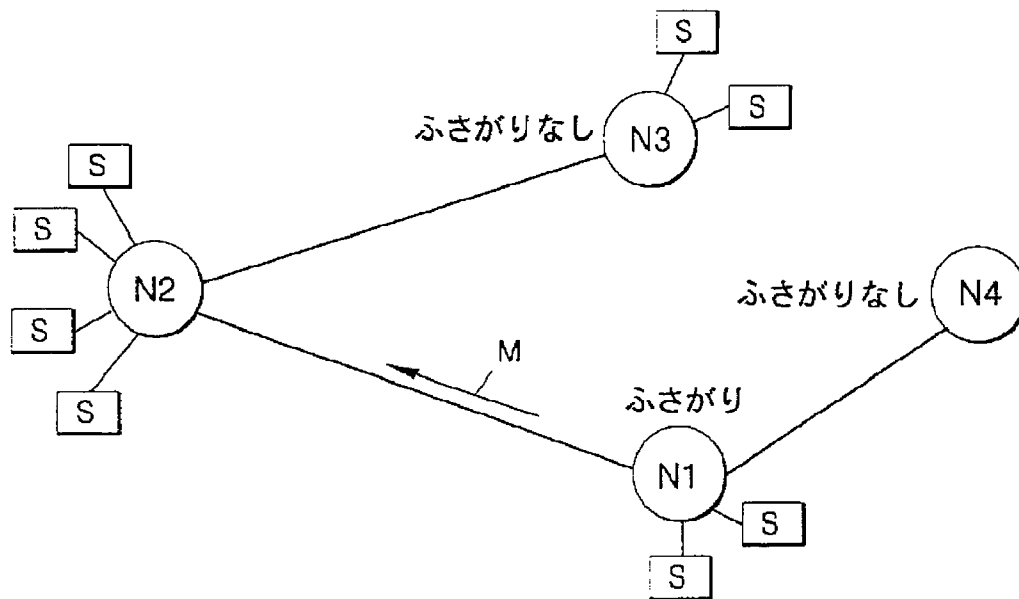


FIG. 4

[Drawing 5]

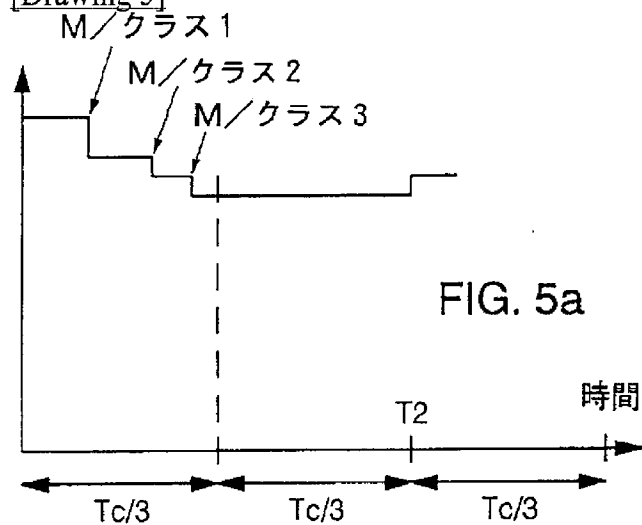


FIG. 5a

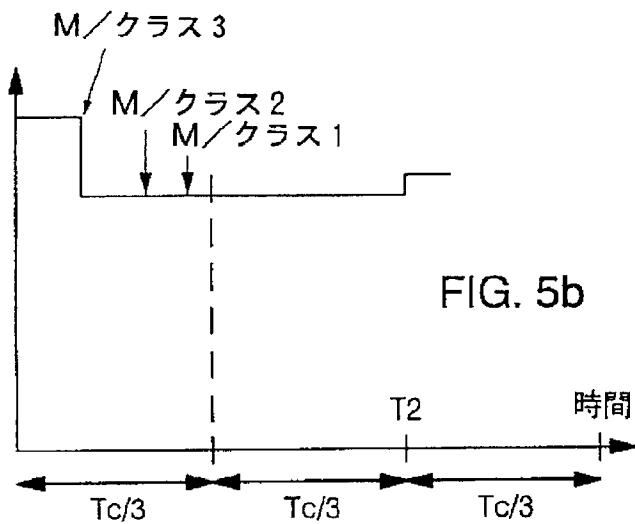
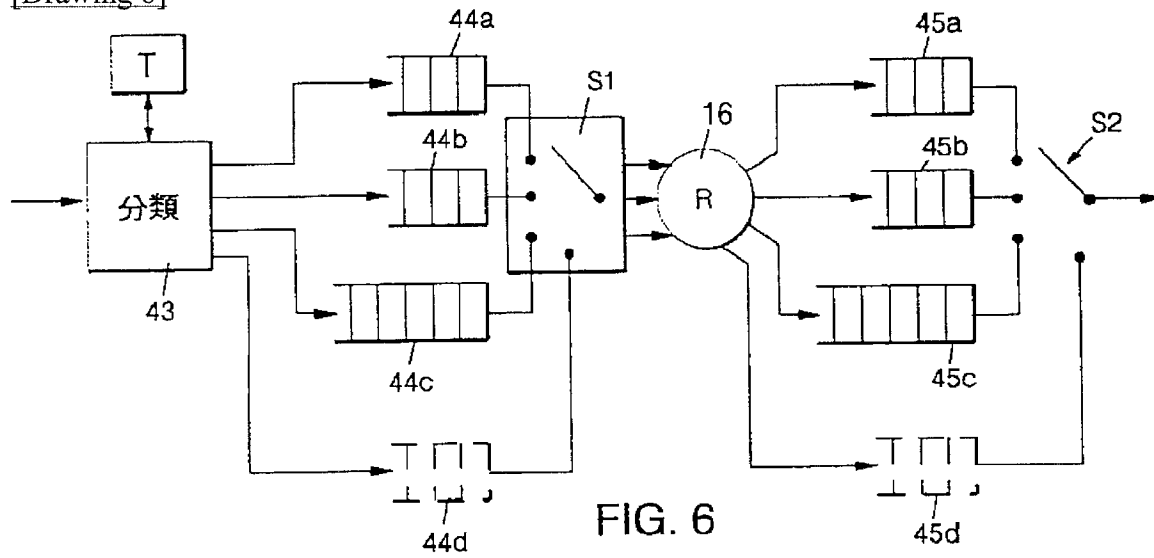


FIG. 5b



[Drawing 6]



[Translation done.]